

PATENT ABSTRACTS OF JAPAN

(11)Publication number : 07-231322

(43)Date of publication of application : 29.08.1995

(51)Int.Cl.

H04L 12/28

H04M 3/00

H04Q 3/00

(21)Application number : 06-165704

(71)Applicant : FUJITSU LTD

(22)Date of filing : 19.07.1994

(72)Inventor : IWAKAWA AKINORI
GIYUU SHISHIYOU
ABE SHUNJI

(30)Priority

Priority number : 05180476
05320316Priority date : 21.07.1993
20.12.1993

Priority country : JP

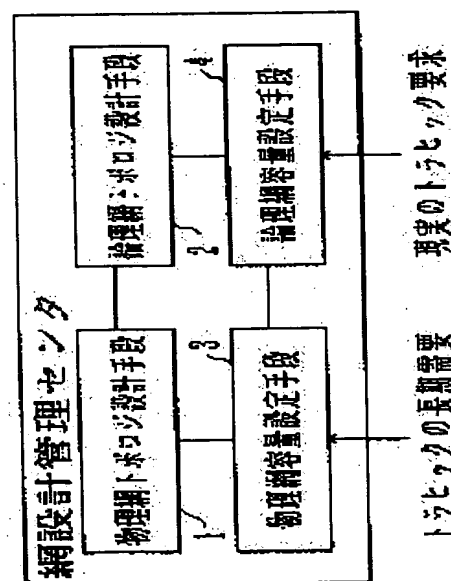
JP

(54) SEPARATED COMMUNICATION NETWORK DESIGNING SYSTEM AND MANAGING SYSTEM FOR THE SAME

(57)Abstract:

PURPOSE: To respectively flexibly and speedily deal with the long-term demand and short-term request of traffic with a simple design procedure by separately designing the topology capacity of physical and logical networks.

CONSTITUTION: The topology of the physical network is designed by a physical network topology designing means 1, and that capacity is set by a physical network capacity setting means 3. On the other hand, the topology of the logical network is designed by a logic network topology designing means 2, and that capacity is set by a logic network capacity setting means 4. Since the respective long-term demand and temporary request of traffic can be flexibly dealt with and its fluctuation can be respectively dealt with only by redesigning the physical and logical networks, not only the flexibility against the traffic fluctuation of the network is improved but also the network design is simplified. The physical network topology can keep the stable state without being affected by traffic conditions. The logic network topology can keep the stable state without being affected by traffic conditions and its fluctuation.



LEGAL STATUS

[Date of request for examination]

19.06.2001

[Date of sending the examiner's decision of

rejection]

[Kind of final disposal of application other than
the examiner's decision of rejection or
application converted registration]

[Date of final disposal for application]

[Patent number]

[Date of registration]

[Number of appeal against examiner's decision
of rejection]

[Date of requesting appeal against examiner's
decision of rejection]

[Date of extinction of right]

Copyright (C); 1998,2003 Japan Patent Office

(19) 日本国特許庁 (J P)

(12) 公開特許公報 (A)

(11) 特許出願公開番号

特開平7-231322

(43) 公開日 平成7年(1995)8月29日

(51) Int.Cl.⁶

識別記号

庁内整理番号

F I

技術表示箇所

H 0 4 L 12/28

H 0 4 M 3/00

H 0 4 Q 3/00

D 7406-5K

8732-5K

H 0 4 L 11/20

G

審査請求 未請求 請求項の数28 O L (全 41 頁)

(21) 出願番号 特願平6-165704

(22) 出願日 平成6年(1994)7月19日

(31) 優先権主張番号 特願平5-180476

(32) 優先日 平5(1993)7月21日

(33) 優先権主張国 日本(J P)

(31) 優先権主張番号 特願平5-320316

(32) 優先日 平5(1993)12月20日

(33) 優先権主張国 日本(J P)

(71) 出願人 000005223

富士通株式会社

神奈川県川崎市中原区上小田中1015番地

(72) 発明者 岩川 明則

神奈川県川崎市中原区上小田中1015番地

富士通株式会社内

(72) 発明者 牛 志升

神奈川県川崎市中原区上小田中1015番地

富士通株式会社内

(72) 発明者 阿部 俊二

神奈川県川崎市中原区上小田中1015番地

富士通株式会社内

(74) 代理人 弁理士 大菅 義之 (外1名)

(54) 【発明の名称】 通信網分離設計方式とその管理方式

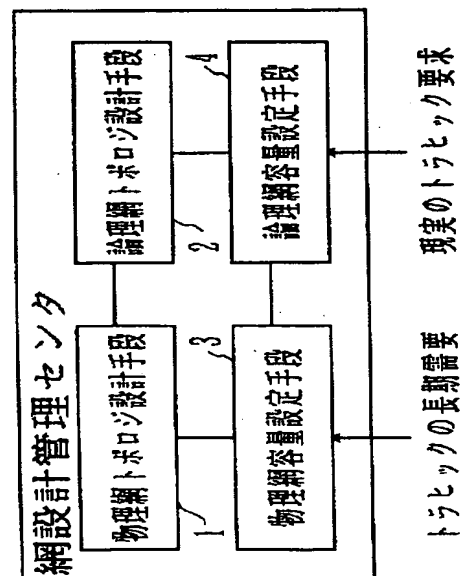
(57) 【要約】

【目的】 物理網と論理網から構成される通信網の設計方式と管理方式に関し、簡単な手順でトラヒック変動に柔軟に対応できる設計方式と、パス接続要求やパス容量変更要求に対して適合する通信経路の選択を高速化する管理方式との提供を目的とする。

【構成】 設計方式では物理網と論理網のトポロジをトラヒック条件と独立して定める手段1、2と、トラヒックの長期需要、現実の要求にそれぞれ基づいて物理網内、論理網内のパス容量を定める手段3、4とを備える。管理方式では限定された迂回経路候補を登録する手段7と仮想パス接続要求に適合する迂回経路の有無を判定する手段6を備え、さらに通信経路の始点ノード内に、通信経路を構成する各リンクの空き容量の値によってパス容量変更可否を判定する手段10を備える。

第1の実施例に対する

原理構成ブロック図



【特許請求の範囲】

【請求項 1】 複数のノードの間に張られる物理網と論理網とから構成される通信網において、該通信網のトラヒック条件と独立して物理網のトポロジを定める物理網トポロジ設計手段と、該トラヒック条件と独立して論理網のトポロジを定める論理網トポロジ設計手段と、通信網のトラヒックの長期需要に基づいて、該トポロジが定められた物理網内の伝送路の容量を定める物理網容量設定手段と、通信網における現実のトラヒック要求に基づいて、該トポロジが定められた論理網内の仮想パスの容量を定める論理網容量設定手段とを備え、物理網、および論理網のトポロジと容量との分離設計を可能とすることを特徴とする通信網分離設計方式。

【請求項 2】 前記物理網トポロジ設計手段が、前記論理網トポロジ設計手段によって設計された論理網トポロジに対応して、該論理網内で必要な各仮想パスの始点と終点とを結ぶ各仮想パスコネクションの始点、終点、または中間結合点のいずれかに対応する物理網内のクロスコネクトの間を結合する物理伝送リンクの本数が最小となる網トポロジのうちで、各クロスコネクトに収容される物理伝送リンクの数が規定値を越えないことと、全ての仮想パスコネクションを実現するための物理伝送リンクの本数を、各仮想パスコネクションに対応して重複して数えた場合の該本数の総和を最小にすることと、該物理伝送リンクの距離の総和を最小にすることとの 3 つの条件を満たすように物理網トポロジの設計を行うことを特徴とする請求項 1 記載の通信網分離設計方式。

【請求項 3】 前記論理網トポロジ設計手段が、前記トラヒック条件に独立して設計した論理網トポロジに対応して、該論理網内で必要な各仮想パスに対して、各仮想パスの識別番号、経路情報を含むパス情報を設定すると共に、該パス情報の一部としてのパスの容量を「0」に設定し、実際の通信時における任意の仮想パス使用時に、経路選択を行うことなく容量の割り当てのみで該仮想パスを使用可能とさせることを特徴とする請求項 1 記載の通信網分離設計方式。

【請求項 4】 前記通信網設計方式において、トラヒックの長期需要の変化を検知する長期需要変化検出手段を更に備え、該長期需要の変化量が規定値を越えた時、該長期需要変化検出手段が前記物理網容量設定手段に物理網内の伝送路の容量の再設計を要求することを特徴とする請求項 1 記載の通信網分離設計方式。

【請求項 5】 前記長期需要変化検出手段が、前記物理網内での仮想パスの収容による物理網内の各伝送路の利用率を監視し、該利用率の値が規定上限値を上回るか、または規定下限値を下回る時に、前記長期需要の変化量が規定値を越えたものとして前記物理網内の伝送路の容

量再設計を要求することを特徴とする請求項 4 記載の通信網分離設計方式。

【請求項 6】 前記通信網設計方式において、実際のトラヒック要求の変動を検出する実トラヒック要求変動検出手段を更に備え、該実際のトラヒック要求の変動量が規定値を越えた時、該実トラヒック要求変動検出手段が前記論理網容量設定手段に論理網内の仮想パスの容量再設計を要求することを特徴とする請求項 1 記載の通信網分離設計方式。

10 【請求項 7】 前記実トラヒック要求変動検出手段が、前記論理網内での仮想パスの収容による物理網内の呼の呼損率、セル廃棄率、およびセル遅延時間の監視を行い、該呼損率、セル廃棄率、またはセル遅延時間のいずれかが規定上限値を上回る時、前記現実のトラヒック要求の変動量が規定値を越えたものとして前記論理網内の仮想パスの容量再設計を要求することを特徴とする請求項 6 記載の通信網分離設計方式。

20 【請求項 8】 複数のノードの間に張られる物理網と論理網とから構成される通信網に対して用いられるものであって、該通信網内の各ノードから通信網のトラヒック条件を受取る第 1 の信号処理部と、該トラヒック情報と該論理網における仮想パスの現在の容量とに基づいて、該仮想パス容量の設計変更を制御する回線制御手段と、該論理網を構成する仮想パスの容量設定を行うと共に、該回線制御手段からの仮想パス容量変更要求に応じて仮想パス容量の設定変更を行う論理網容量設定手段と、該論理網容量設定手段から出力される仮想パス容量設計変更指示を前記ノードに対して出力する第 2 の信号処理部とを備え、論理網の設計を行うことを特徴とする網設計管理センタ。

30 【請求項 9】 前記回線制御手段が前記ノードからのトラヒック情報と前記仮想パスの現在の容量とを比較する比較手段と、該比較手段の出力と、仮想パス容量の再設計を行うか否かの再設計判定基準とに基づいて、再設計を行うべきか否かを判定する判定手段と、該判定手段の出力に応じて、前記論理網容量設定手段に対して論理網の仮想パスの容量設計変更を要求する再設計要求手段とを備えたことを特徴とする請求項 8 記載の網設計管理センタ。

40 【請求項 10】 実際のトラヒック要求の変動を検出する実トラヒック要求変動検出手段を更に備え、該実際のトラヒック要求の変動量が規定値を越えた時、該実トラヒック要求変動検出手段が前記論理網容量設定手段に論理網内の仮想パスの容量再設計を要求することを特徴とする請求項 8 記載の網設計管理センタ。

50 【請求項 11】 前記実トラヒック要求変動検出手段が、前記論理網内での仮想パスの収容による物理網内の

呼の呼損率、セル廃棄率、およびセル遅延時間の監視を行い、該呼損率、セル廃棄率、またはセル遅延時間のいずれかが規定上限値を上回る時、前記現実のトラヒック要求の変動量が規定値を越えたものとして前記論理網内の仮想パスの容量再設計を要求することを特徴とする請求項10記載の網設計管理センタ。

【請求項12】 複数のノードの間に張られる物理網と論理網とから構成される通信網に対して用いられるものであって、
該物理網内の伝送路に対応して、該伝送路を通る論理網の各仮想パス毎に該仮想パスの帯域容量を記憶する記憶手段と、
接続された端末から要求される通信の通信相手に対応して決定される該物理伝送路の仮想パスの帯域容量の範囲で、該端末からの通信呼の受け付けの可否を判定する呼受付可否判定手段とを備え、
外部から仮想パスの帯域容量変更通知を受信した時、前記記憶手段に記憶されている帯域容量を変更することを特徴とする通信ノード。

【請求項13】 前記通信ノードが受信する仮想パスの容量変更通知が前記論理網の設計を行う網設計管理センタからの通知であることを特徴とする請求項12記載の通信ノード。

【請求項14】 複数のノードの間に張られる物理網と論理網とから構成される通信網に対して用いられるものであって、
該通信網のトラヒック情報を受信する第1の信号処理部と、
該トラヒック情報と該物理網の現在の容量とから、該物理網の伝送路の容量設計変更を制御する回線制御手段と、
該物理網を構成する物理伝送路の容量設定を行うと共に、該回線制御手段からの物理伝送路容量変更要求に応じて、伝送路容量の設計変更を行う物理網容量設定手段とを備え、物理網の設計を行うことを特徴とする網設計管理センタ。

【請求項15】 トラヒックの長期需要の変化を検知する長期需要変化検出手段を更に備え、
該長期需要の変化量が規定値を越えた時、該長期需要変化検出手段が前記物理網容量設定手段に物理網内の伝送路の容量の再設計を要求することを特徴とする請求項14記載の網設計管理センタ。

【請求項16】 前記長期需要変化検出手段が、前記物理網内での仮想パスの収容による物理網内の各伝送路の利用率を監視し、該利用率の値が規定上限値を上回るか、または規定下限値を下回る時に、前記長期需要の変化量が規定値を越えたものとして前記物理網内の伝送路の容量再設計を要求することを特徴とする請求項15記載の網設計管理センタ。

【請求項17】 物理網と論理網とから構成され、物理網

および論理網のトポロジと容量とが分離設計された通信網において該通信網内の各ノードが、
該物理網内での、自ノードから隣接ノードへの物理伝送リンクの帯域を、前記論理網内で該物理伝送リンクを利用して通信が行われる仮想パスの中で優先度の高い通信に用いられる仮想パスに割当てするための留保帯域と通信の優先度に関係の共用帯域とに分割して管理する帯域管理手段と、

自ノードから開始される通信経路の接続要求に対して、
該接続が要求された通信の優先度が低い時には前記共用帯域のみを対象として、また優先度が高い時には該共用帯域と前記留保帯域とを対象として該接続要求に対する受付可否の判定を行う通信経路接続要求受付可否判定手段とを備えたことを特徴とする通信網管理方式。

【請求項18】 前記接続要求に適合する複数の通信経路の候補をあらかじめ登録し、前記通信経路接続要求に対する受付可否の判定に際して、該通信経路候補を前記通信経路接続要求受付可否判定手段に与える迂回経路候補登録手段を更に備えたことを特徴とする請求項17記載の通信網管理方式。

【請求項19】 前記迂回経路候補登録手段が、前記接続要求に示される通信経路条件に適合する迂回経路候補として、該通信経路の始点のノードから終点ノードまでの全ての通信経路の中からあらかじめ定められた数の通信経路を無条件に選択して、該迂回経路候補として登録し、
前記通信経路接続要求受付可否判定手段が、該迂回経路候補の中から無条件に1つの通信経路候補を選択して、前記通信経路接続要求に対する受付可否の判定を行い、
受付可能な時には、該選択された通信経路に前記接続要求に示されている帯域を割り付け、
受付不可能な時に、前記迂回経路候補登録手段に登録されている他の迂回経路候補を選択して、受付可否の判定を行うことを繰り返すことを特徴とする請求項18記載の通信網管理方式。

【請求項20】 前記迂回経路候補登録手段が、前記通信経路接続要求に示される通信経路条件に適合する迂回経路候補として、該通信経路の始点のノードから終点のノードまでの全ての通信経路のうちで、該通信経路に対応する物理伝送リンクの距離の合計が短い順に、あらかじめ定められた数の通信経路を登録し、
前記通信経路接続要求受付可否判定手段が、該迂回経路候補の中から前記物理伝送リンクの距離の合計が最も短い迂回経路候補を選択して、該接続要求に対する受付可否の判定を行い、
受付可能な時には、該選択された通信経路に対して接続要求に示された帯域を割り付け、
受付不可能な時には、迂回経路候補登録手段に登録されている迂回経路候補の中から物理伝送リンクの距離の合計が短い順に迂回経路候補を選択して、前記通信経路接

続要求に対する受付可否の判定を繰り返すことを特徴とする請求項 18 記載の通信網管理方式。

【請求項 21】 前記迂回経路候補登録手段が、前記通信経路接続要求に示される通信経路条件に適合する迂回通信経路として、該通信経路の始点のノードから終点のノードまでの全ての通信経路のうちで、該通信経路を構成する物理伝送リンクの数が少ない順に、あらかじめ定められた数の通信経路を登録し、
前記通信経路接続要求受付可否判定手段が、該迂回経路候補の中から前記物理伝送リンクの数が最小の通信経路を選択して、該接続要求に対する受付可否の判定を行い、

受付可能な時には、該選択された迂回経路候補に該接続要求に示される帯域を割り付け、

受付不可能な時には、前記迂回経路候補登録手段に登録されている迂回経路候補の中から前記物理伝送リンクの数が少ない順に迂回経路候補を選択して、受付可否の判定を繰り返すことを特徴とする請求項 18 記載の通信網管理方式。

【請求項 22】 物理網と論理網とから構成され、該物理網および論理網のトポロジと容量とが分離設計された通信網において、

該通信網内の複数のノードのうちの任意のノードを経由して設定される通信経路の終点のノード内に、該通信経路の始点のノードに向かって、該通信経路上での空き容量情報を伝えるための情報パケットを該通信経路に沿って送出する情報パケット送出手段を、

該通信経路上の各中継ノード内に、隣接ノードから受け取った情報パケットに、該隣接ノードに向かう通信経路における空き容量の情報を付加し、該通信経路に沿って逆向きに始点のノードに向かって送出する空き容量情報追加手段を、

該通信経路の始点のノード内に、該情報パケットの内容に基づいて、該通信経路に対する通信容量変更要求の受け入れの可否を判定する容量変化判定手段をそれぞれ備え、

該容量変化判定手段の判定結果に応じて、通信容量変更要求に対して、該始点ノードから終点ノードまでの間の複数の通信経路から該変更要求を満足する通信経路を選択することを特徴とする通信網管理方式。

【請求項 23】 前記容量変化判定手段が、複数の時点において受け取った情報パケットの内容に基づいて、前記通信容量変更要求の受け入れの可否を判定することを特徴とする請求項 23 記載の通信網管理方式。

【請求項 24】 前記複数の時点が 2 つの時点であることを特徴とする請求項 23 記載の通信網管理方式。

【請求項 25】 前記容量変化判定手段が、前記 2 つの時点において受け取った情報パケットの内容に基づいて、線型予測を用いて前記通信容量変更要求の受け入れの可否を判定することを特徴とする請求項 24 記載の通

信網管理方式。

【請求項 26】 前記複数の時点が 3 つ以上の時点であり、前記容量変化判定手段が、過去における通信経路の空き容量の変化パターンから前記通信容量変更要求の受け入れの可否を判定することを特徴とする請求項 23 記載の通信網管理方式。

【請求項 27】 前記容量変化判定手段が、ニューラルネットワークを用いて前記過去の変化パターンから通信容量変更要求の受け入れの可否を判定することを特徴とする請求項 26 記載の通信網管理方式。

【請求項 28】 物理網と論理網とから構成され、該物理網および論理網のトポロジと容量とが分離設計された通信網において、

該通信網内の複数のノードのうちの任意のノードをそれぞれ経由して設定される複数の通信経路のうちで、他の通信経路に完全に含まれない通信経路の終点のノード内に、該通信経路の始点のノードに向かって、該通信経路上での空き容量情報を伝えるための情報パケットを該通信経路に沿って送出する情報パケット送出手段を、

該他の通信経路に完全に含まれない通信経路上の各中継ノード内に、隣接ノードから受け取った情報パケットに該隣接ノードに向かう通信経路における空き容量の情報を付加し、該通信経路に沿って逆向きに始点のノードに向かって送出する空き容量情報追加手段を、

該他の通信経路に完全に含まれない通信経路の始点のノードと、前記各中継ノードのうちで該他の通信経路に完全に含まれない通信経路に経路の全部が含まれる通信経路の始点となっているノードとの内部に、それぞれ自ノードが始点となっている通信経路に対する通信容量変更要求の受け入れの可否を判定する容量変化判定手段をそれぞれ備え、

該容量変化判定手段の判定結果に応じて、通信容量変更要求に対して、該始点ノードから終点ノードまでの間の複数の通信経路から該変更要求を満足する通信経路を選択することを特徴とする通信網管理方式。

【発明の詳細な説明】

【0001】

【産業上の利用分野】 本発明は物理網と論理網とから構成される通信網の設計方式と、設計された通信網の管理方式に関する。この設計方式では、通信網のトポロジと容量とを独立して設計することによって、トラヒック変動などに対して簡単な設計手順で柔軟、かつ迅速に対応できるようにすることを目的とし、また管理方式では仮想バスの接続要求に対して、その要求に適合する通信経路の探索に必要とする時間を短くすることと、通信経路の容量変更要求に対してその通信経路の両端のノードの間に複数個定義された仮想バスを高速に選択して、容量の変更を可能とすることを目的とする。

【0002】

【従来の技術および発明が解決しようとする課題】 この

発明が出願される背景には、①次世代通信網として注目されているATM網には論理網の概念が導入されたことと、②論理網のトポロジと容量設定には柔軟性があり、それぞれ独立に制御することができることと、③通信網規模の増大と通信サービスの多様化が進むにつれ、通信網に收容されるトラヒック需要およびその特性を正確に予測するのが困難になり、かつ、それらの値が常に変動していることが挙げられる。

【0003】よって、従来のような特定のトラヒックパターンに基づいた複雑な最適設計法は有効とは言えず、様々なトラヒック条件に柔軟に対応できるようなシンプルでかつ柔軟な網設計法が要求される。また、このような通信網設計においては、物理網と論理網の両方を設計する必要があるため、両者の機能分担を考慮に入れ、できるだけ簡単な網設計手法が望まれる。

【0004】物理網と論理網より構成される通信網に対する従来の設計手法は、特定のトラヒック条件と要求品質に基づいて論理網を先に最適設計し、その結果を踏まえて物理網の最適收容設計を行うため、トラヒック条件やサービス要求品質に変動があった場合に上記の設計サイクルを最初から見直さなければならず、トラヒック変動などに柔軟に対応できない問題点があった。

【0005】また、網設計自体も、物理網と論理網のそれぞれのトポロジと容量を同時に最適設計する必要があるため、設計アルゴリズムはかなり複雑になってしまい、トラヒック条件の変化などに対して迅速に対応できない問題点もあった。

【0006】さらに、トラヒック条件の正確な予測自体も情報通信技術の発展と共に困難になっていくと考えられるため、特定のトラヒック条件に基づいた最適設計手法自体も有効とは言えなくなるという問題点もあった。

【0007】次に、例えば設計された通信網における通信需要への対応、すなわち通信網管理方式に関する従来技術を説明する。従来の通信網において、物理網という概念しかなく、しかも、物理網を構成する接続ノードには総括局、中心局、集中局、端局というようにハイアラーキが決まっており、原則的には、中心局は総括局にスター状に接続され、集中局は中心局にスター状に接続され、端局は集中局にスター状に接続され、総括局間がメッシュ状に接続されていた。この構成は、通信システムを構成するためのコストにおいて伝送路コストが支配的であったために、伝送路コストを低減させる目的に合致したものであった。しかも、かつては、情報を運ぶメディアが単一であり、情報量の変化が少ないためにトラヒック量の予測も容易であったので、上記のような網で通信需要に対して十分に対応可能であった。

【0008】比較的最近になって、データ伝送、ファクシミリ伝送の需要が出てきたが、その時期にもサービス毎に網を整備する方法がとられていた。電話網のディジタル化と並行してデータ伝送、ファクシミリ伝送の需要

が増加し、又、テレビ会議などの広帯域通信の需要が出てきたが、トラヒックの多くは電話網の基本単位である64Kb/s以下のサービスが占めているので、N-ISDNにおいては64Kb/sを中心に、一次群速度までを扱えるように設計されている。

【0009】しかし、情報通信が社会生活、産業活動などの分野で広く利用されるに従い、ユーザの通信に対する要求は、①LAN間通信、大容量ファイル転送、HDTV、CATVなどの高速な通信サービスの要求、②単一メディア通信サービスからマルチメディア通信サービスへの要求、③より柔軟な通信サービスへの要求等、高度化しており、新しい概念、新しい機能の通信網が必要になってきた。

【0010】一方、光伝送技術が進展・普及し、かつてのように伝送路コストが通信システムのコストを支配する時代ではなくなりつつあり、通信事業者にとって、今後は通信ノードの合理化が重要課題になってきている。

【0011】このような、両面からの要求を勘案して、B-ISDNにおいては所要帯域が大幅に異なる複数のメディアを統合的に扱うことができるATM (Asynchronous Transfer Mode) 方式の採用が検討されており、一部は国際的にも基準が勧告されている。

【0012】このATM方式には次の特徴がある。

(1) 仮想パスの概念が導入され、シンプルで柔軟な網を構成できる。即ち、通信網が物理網と論理網とで構成され、論理網の設計には柔軟性がある。

(2) ユーザは網が提供する複数のサービス品質の中から一つを指定して通信の申請(発呼)を行い、網がその受け付け可否を判定する。

【0013】そして、マルチメディア化によりトラヒック需要の予測が困難になる。従って、ATM方式を採用した通信網においては、通信網の設計・管理に全く新しい方式を実現し、トラヒック需要の予測が困難な状況の中で、ATM方式の特徴である柔軟で効率のよいリソース管理を行うことが重要である。

【0014】例えば、ATM網の管理上で大きな問題となるのは、網内の任意のノード間に通信経路、例えば仮想パスコネクションを1本のみしか設けないか、あるいは網に対するトラヒック需要に応じて他の経路、すなわち迂回パスコネクションを許すかという点である。

【0015】仮想パスコネクションを1本のみしか設けない場合には、トラヒック条件の変化に対して新たな伝送リンクを探索せずに、所定伝送リンク上の容量の増減で対応することになる。これは、マルチメディアのトラヒックを收容する大規模な通信網にとって、通信網のシンプルさの観点からは有効な方式である。

【0016】しかし、網効率の面から考えると、実際に各通信ノードに加わるトラヒック負荷が不均衡であり、且つ、バースト性が存在するため、迂回伝送リンクがない故に、異なる呼の間のサービス品質が不公平になると

いう問題と、或る伝送リンクのみのビジーのために他の伝送リンクに空きがあっても通信できずに、網効率が低下するという問題が生ずる。

【0017】一方、上記の問題を解決するために、所定伝送リンクに収容しきれない通信接続要求に対して、全ての通信可能な伝送パスコネクションへの迂回を許容すると、網の大規模化につれて迂回伝送パスコネクションの選択に多大な時間と制御量を費やし、逆にトラヒック変化などに柔軟に対応できないという問題が生ずる。

【0018】更に、例えばATM網において任意のノード間に迂回経路、すなわち限定された数の通信経路、例えば仮想パスを設ける場合にも、あるノード間の通信容量変更要求に対しては、その変更要求を満足する通信経路を複数の通信経路の中から選択するための一義的な方法が無く、例えば経験的に迂回経路を選択するために時間を要すると言う問題点があった。

【0019】本発明の第1の目的は通信網設計方式に関するものであり、短期的なトラヒック要求量の変動と、長期的なトラヒック需要の変化の両方に対して、簡単な設計手順で柔軟、かつ迅速に対応できる通信網設計方式を確立することである。

【0020】発明の第2の目的は、通信網が大規模化しても、仮想パスの接続要求に対する呼損率を許容範囲内に収めながら、迂回通信経路の探索に必要とする時間を短くできる通信網管理方式を提供することである。

【0021】本発明の第3の目的は、任意のノード間における通信容量変更要求に対して、そのノード間に存在する複数の仮想パスのうちで、容量変更要求に対応できる仮想パスを高速に選択することを可能とする通信網管理方式を提供することである。

【0022】

【課題を解決するための手段】図1は本発明の第1の目的を解決するための第1の実施例の原理ブロック図である。同図は物理網と論理網とから構成される通信網において、物理網および論理網のトポロジ、すなわち網形態と、容量との独立設計を可能とする通信網設計方式の原理ブロック図である。

【0023】図1において物理網トポロジ設計手段1は通信網のトラヒック条件とは独立して物理網のトポロジを定め、また論理網トポロジ設計手段2は同様にトラヒック条件と独立して論理網のトポロジを定める。

【0024】また物理網容量設定手段3は通信網のトラヒックの長期需要、例えばユーザによって与えられ、10年あるいは15年というように長期間先まで見越した長期需要に基づいて、物理網トポロジ設計手段1によってトポロジが定められた物理網内の物理伝送路の容量を定め、更に論理網容量設定手段4は通信網における現実のトラヒック要求、例えば発呼時にユーザから申告されるトラヒック呼量、通信速度のピーク値などに基づいて、論理網トポロジ設計手段2によってトポロジが定め

られた論理網内の仮想パスの容量を定める。

【0025】図2は本発明の第2の目的を解決するための第2の実施例の原理ブロック図である。同図は前述の第2の目的、すなわち仮想パスの接続要求に対して、要求に適合する通信経路の探索に必要な時間を短縮するという目的を達成するための通信網管理方式の原理ブロック図である。

【0026】図2において帯域管理手段5、通信経路接続要求受付可否判定手段6、および迂回経路候補登録手段7は、物理網と論理網から構成される通信網内の各ノードに設けられる。帯域管理手段5は、物理網内での自ノードから隣接ノードへの物理伝送リンクの帯域を、共用帯域と留保帯域とに分割して管理するものである。ここで留保帯域は、例えば音声や画像などのように即時性を必要とする通信のように、優先度の高い通信に使用させるための帯域であり、また共用帯域は通信の優先度に無関係に使用される帯域である。

【0027】通信経路接続要求受付可否判定手段6は、自ノードが発ノードとなる通信経路の接続要求に対して、その接続が要求された通信の優先度が低い時には前述の共用帯域のみを対象として、また優先度が高い時には共用帯域と留保帯域との合計を対象として、その接続要求に対する受付可否の判定を行うものである。

【0028】更に迂回経路候補登録手段7は、前述の自ノードが発ノードとなり、かつ接続要求に示された終端ノードまでの複数の通信経路、すなわち、迂回経路を含む複数の通信経路の候補をあらかじめ登録し、前述の通信経路接続要求に対する受け付け可否の判定に当たって、その通信経路候補を通信経路接続要求受付可否判定手段6に与えるものである。

【0029】図3は本発明の第3の目的を解決するための第3の実施例の原理ブロック図である。第3の目的は、前述のように通信容量の変更要求に応じて、ノード間に複数定義された通信経路のうちで容量変更要求を満足する通信経路を高速に選択可能とすることであり、図3はそのための通信網管理方式の原理ブロック図である。

【0030】図3において、情報パケット送出手段8は、物理網と論理網とから構成される通信網内の複数のノードのうちで、1つの通信経路の終点となるノード内に設けられ、また空き容量情報追加手段9はその通信経路上の各中継ノード内に設けられ、更に容量変化判定手段10は通信経路の始点となるノード内に設けられる。

【0031】情報パケット送出手段8は、任意のノードを経由して設定されている通信経路と逆向きに、その通信経路の始点のノードに向かって、例えば定期的にその通信経路上での空き容量情報を伝えるための情報パケットを送出するものである。また空き容量情報追加手段9は通信経路の終点のノード、または隣接する中継ノードから受け取った情報パケットに、その終点のノード、ま

たは隣接する中継ノードに向かう通信経路における空き容量の情報を追加し、その通信経路と逆向きに通信経路の始点ノードに向かって、そのパケットを送出するものである。

【0032】更に容量変化判定手段10は、その通信経路の終点のノードから各中継ノードを経由して送られてきた情報パケットの内容に基づいて、その通信経路の通信容量変更要求の受け入れの可否を判定するものであり、この容量変化判定手段10の判定結果に応じて、通信容量変更要求に対して、その変更要求を満足する通信経路が選択される。

【0033】

【作用】第1の実施例においては物理網のトポロジは図1の物理網トポロジ設計手段1によって設計され、その容量は物理網容量設定手段3によって設定される。一方、論理網のトポロジは論理網トポロジ設計手段2によって設計され、その容量は論理網容量設定手段4によって設定される。その結果第1の実施例としての通信網設計方式は次の(1)～(3)の3つの特徴を持つ。

(1) まず、物理網設計と論理網設計を分離し、物理網はトラヒックの長期需要に合わせて設計し、また、論理網は実トラヒック要求に合わせて設計することによって、トラヒックの長期需要と一時的な要求にそれぞれ柔軟に対応でき、かつ、それらの変動に対してはそれぞれ物理網と論理網の再設計のみで対応できるため、網のトラヒック変動に対する柔軟性が高められるのみならず、網設計自体も簡単になる。

(2) 次に、物理網の設計をさらにそのトポロジと容量設計に分離し、トポロジはトラヒック条件に独立して設計し、その容量はトラヒック長期需要に合わせて設計することによって、物理網トポロジはトラヒック条件に影響されことなく安定な状態を保つことが出来るとともに、トラヒック長期需要の変化に対しては、物理網トポロジを変更することなく、その容量の再設計のみで対応できるため、より簡単な設計手順でそうしたトラヒック変動に網が迅速に対応することも可能となる。

(3) さらに、論理網の設計もそのトポロジと容量設計に分離し、トポロジはトラヒック条件に独立して先に設計し、その容量は実トラヒック要求量に合わせて随時に設計することによって、論理網トポロジはトラヒック条件およびその変動に影響されことなく安定な状態を保つことが出来るとともに、論理パスの設定要求または切替え要求に対しては、必ずしも複雑な経路選択制御を必要とせず、その容量の設計のみでも対応できるため、網はより簡単な設計手順でそうしたトラヒック変動に迅速に対応することも可能となる。

【0034】以上のように第1の実施例においては、物理網と論理網とで構成される通信網において、網のトポロジはトラヒック条件に独立して設計される。また網の容量はトラヒックの長期需要、または現実のトラヒック

要求量に合わせて設定される。

【0035】第2の実施例においては、通信網のトポロジとしては例えば最も余裕のあるメッシュ構造が採用され、物理伝送コネクシヨンの帯域が分割して管理される。また、迂回通信経路の選択に当たっては、選択可能な迂回経路の数に制限が加えられる限定迂回ルーティング方式が適用される。

【0036】端末からのデータに対しては、例えば流量監視部によって申告通りの流量であるか否かの監視を受けた後に、例えばセルフルーティングスイッチによって仮想パスリンクが決定され、出力回線バッファを経由して中継線に通信データが送出される。この間、仮想パスの宛先、通信速度、要求品質などのデータが端末から通信経路接続要求受付可否判定手段6に伝達され、通信経路接続要求受付可否判定手段6は帯域管理手段5のデータを参照して、その仮想パスが要求する通信品質を提供できる帯域があるか否かを判定し、その仮想パスの接続要求を受け付けるか否かを決定する。

【0037】第3の実施例においては、通信網内で定義されている各通信経路の終点のノードで情報パケットが定期的に作成され、各通信経路の始点のノードに向けて送り出される。各通信経路の中継ノードにおいては、例えば自ノードの識別子と、自ノードからの出力リンクのうちで該当する通信経路に属するリンクの空き容量情報をパケットに追加し、更に通信経路の始点のノードに向かって送り出す。通信経路の始点のノードでは、この情報パケットを受け取って自ノード内にある、例えば空き容量テーブルに書き込み、通信経路に対する容量変更の要求が発生した時、このテーブルの格納内容を用いて、宛先ノードまでの複数の通信経路の中から、例えば順番に空き容量を調べて容量変更が可能か否かを判定し、変更が可能と判定された経路を選択して、容量変更が行われる。

【0038】

【実施例】本発明の第1の目的、すなわち物理網と論理網とのトポロジと容量との独立設計を可能とする通信網設計方式の確立を実現する実施例を第1の実施例として説明する。

【0039】図4は第1の実施例における通信システムとしての必要機能とその相互関係を示す。同図において、通信システムにおける必要機能は論理網11と物理網12、およびこれらの網の動作を制御するための制御網13から構成される。論理網11は論理網を構成する多数の仮想パス14の両端に設けられ、通信端末などを収容する交換機15によって構成される。また物理網12は光ケーブルなどの物理伝送リンク16、および物理伝送リンク16の終端、または結合点としてのクロスコネクタ17から構成され、更に制御網13は論理網11、物理網12を統合して制御するために、例えば地域的に設けられる複数の網設計管理センタ18と、それら

を結ぶ信号線によって構成されている。

【0040】論理網11、および物理網12を統合して制御するための網設計管理センタ18の内部には、通信網のトラヒック条件に独立して物理網のトポロジを設計する物理網トポロジ設計部21、同様にトラヒック条件に独立して論理網トポロジを設計する論理網トポロジ設計部22、トラヒックの長期需要に基づいて物理網の容量を定める物理網容量設定部23、および通信網における実際のトラヒック要求に基づいて論理網の容量を定める論理網容量設定部24が設けられている。

【0041】そして物理網容量設定部23にはトラヒック長期需要入力部25とトラヒック長期需要変化検出部27が接続され、トラヒック長期需要入力部25から入力されるトラヒック長期需要に基づいて物理網容量設定部23によって物理網容量の設定が行われる。ここでトラヒックの長期需要とは通信網を設計するにあたりユーザから与えられる要求条件に相当し、いわゆる網構築の長期計画において指定される値であり、具体的には10年、あるいは15年先のトラヒック需要を見込んだ大ざっぱな予測によって設定される。例えば10年後にノードAとノードBの間の通信のトラヒック量が50アーランであり、通信速度のピーク値は150Mb/sであり、サービス要求品質としての呼損率は例えば 10^{-3} 以下であるという予測が立てられた場合に、それらの値に応じてトラヒックの長期需要が設定される。

【0042】トラヒック長期需要の変化はトラヒック長期需要変化検出部27によって検出され、その変化量がある規定値を越えた場合に物理網容量設定部23に対して物理網容量の再設定が要求される。このトラヒック長期需要の変化検出は、例えば半年毎に物理伝送路の利用率を検出することによって行われる。物理網容量設定部23によって設定された伝送路の容量は網設計管理センタ18内部のメモリに記憶され、また論理網容量設定部24によって設定された仮想パスの容量も同様にメモリに記憶されているために、例えば半年毎の一定周期で仮想パス収容による物理伝送路の使用帯域を検出し、それを物理伝送路の容量で割ることにより、物理伝送路の利用率が求められる。

【0043】論理網容量設定部24には実トラヒック要求入力部26と実トラヒック要求変動検出部28が接続され、実トラヒック要求入力部26から入力される現実のトラヒック要求に基づいて論理網容量が設定される。ここで実トラヒック要求とは一日、または半日というようなタイムスケール内でのトラヒック要求量や、ユーザから呼接続要求時にコールバイコールに出されるトラヒック要求量のことであり、具体的には呼の発呼時にユーザから網に申告されるトラヒック呼量、通信速度のピークとその平均値、呼損率のような呼の品質、セル廃棄率、およびセル遅延時間のようなセルレベルの通信品質などに相当する。

【0044】実トラヒック要求変動検出部28による検出は前述の呼損率、セル廃棄率、またはセル遅延時間などの監視を実際に行うことによって実行されるが、その詳細については後述する。これらの呼損率、セル廃棄率、またはセル遅延時間が規定値を上回る時には、論理網容量設定部24によって論理網容量の再設定が行われる。

【0045】図5は通信網の具体例としての非同期転送モード(ATM)網における機能配備を、図4と対応させて示したものである。図5において、端末30から仮想チャネル識別子(VCI)、および仮想パス識別子(VPI)が付加されてATM交換機15に入力されたATMセルは、物理網および論理網を構成する伝送路、クロスコネクタを介して受信側の端末30が接続されたATM交換機15に送られ、受信側の端末30に出力される。仮想パスに対する終端機能はATM交換機15に対応して設けられ、これらの終端機能の間のパスにおいては、ATMセルが仮想パス識別子(VPI)によって識別されて伝送される。ATM交換機、およびATMクロスコネクタ17を制御するネットワークオペレーションシステム18は、図4における網設計管理センタ18と同じものである。

【0046】図6は物理網と論理網におけるコネクションとリンクの概念、およびATM網との対応の説明図である。同図(a)は物理網と論理網におけるコネクションとリンクの概念を示し、論理網における仮想パスコネクションは複数の仮想パスリンクの接続によって構成され、また物理網においては論理網における仮想パスリンクに対応する物理伝送パスコネクションは複数の物理伝送リンクの接続によって構成される。

【0047】図6(b)はATM網の基本構造を示す。ATMレイヤでは、ユーザ端末TE相互間は仮想チャネル(VC)コネクションとして複数のVCリンクの接続によって構成され、図5で示したATM交換機相互間の仮想パス(VP)コネクションは複数のVPリンクの接続によって構成される。一方、物理レイヤにおいては、ATMレイヤにおけるVPコネクション内のATMクロスコネクタ間の物理伝送パスコネクションが複数の物理伝送リンクの接続によって構成される。

【0048】本発明で扱われる論理網は、物理伝送路網上に構築されるものであり、その経路は物理的な番号によって識別され、その容量はパラメータによって仮想的に割り当てられる論理的なネットワークであり、ATM網のATMレイヤにおけるVC/VP網に相当する。一方、物理網は伝送パスに相当し、物理レイヤにあたる。

【0049】図7はネットワークオペレーションセンタ(網設計管理センタ)の実施例の構成ブロック図である。同図においてネットワークオペレーションセンタは回線設計部31、回線制御部32、交換機またはクロスコネクタから入力される信号を処理する信号処理部3

3、交換機またはクロスコネクトに出力する信号を処理する信号処理部34、トラヒックの長期需要に関するデータを格納するデータベース35、および主としてトラヒックの短期需要に関するデータを格納するデータベース36から構成されている。

【0050】データベース35には、ユーザから直接に、および交換機またはXCから信号処理部33を介して与えられるトラヒック長期需要に関するデータに加えて、例えば物理網におけるクロスコネクトに対応するノードの数やノード間の距離が格納され、データベース36にはトラヒックの短期需要、すなわち通信網における実トラヒック要求に加えて、長期需要の変化を示す物理伝送路容量利用率、短期需要の変動を示す呼損率、セル廃棄率、およびセル遅延時間の測定値などが格納されている。

【0051】回線設計部31は、データベース35の格納内容などに応じて物理網トポロジ設計アルゴリズムを実行するCPU④41（図4の物理網トポロジ設計部21に相当）、物理網容量設計アルゴリズムを実行するCPU④43（物理網容量設定部23に相当）、トラヒック条件と独立して論理網を設計する論理網トポロジ設計アルゴリズムを実行するCPU④42（論理網トポロジ設計部22に相当）、およびデータベース36に格納されているトラヒック短期需要などを用いて論理網容量設計アルゴリズムを実行するCPU④44によって構成されている。

【0052】更に回線制御部32は、物理網および論理網の設計結果と再設計判定基準を格納するデータベース45、データベース36が出力する長期需要の変化を示す物理伝送路容量利用率、短期需要の変動を示す呼損率、セル廃棄率、およびセル遅延時間の測定値とデータベース45内の設計結果とを比較する比較回路46、比較回路46の出力をデータベース45内の再設計判定基準と比較して再設計要求が必要か否かを判定する判定回路47、および判定回路47の出力に応じて再設計要求信号を発生する回路48から構成されている。

【0053】図8は本発明における網設計方式の全体処理フローチャートである。同図において、まずステップ(S)1においてトラヒック条件に独立して論理網のトポロジが設計される。この論理網トポロジは、最も一般的な場合には全てのノード間が結合されるメッシュ状のトポロジであるが、特定の2つのノード間に通信が行われないことがはっきりしている場合にはそのノード間の結合は当然省略される。

【0054】続いて、S2で、図4における物理網12内のクロスコネクト17の数としてのノード数とノード間距離とに基づいて、トラヒック条件に独立して物理網トポロジが設計される。続いてこの物理網トポロジの設計について詳細に説明する。

【0055】図9はS2における物理網トポロジ設計処

理の詳細フローチャートである。同図においてまずS10において、クロスコネクトとしてのノード数N、各ノード間の距離 L_{ij} 、および各クロスコネクトが収容できる最大伝送リンク数Mが入力され、S11でノード数がN、リンク数が $N-1$ であるような網トポロジの組み合わせが抽出される。このS11以降の処理について図10、図11を用いて説明する。

【0056】図10は4つのノードによって構成される4点ノード網における物理網トポロジの例である。同図はノード数Nが4、リンク数 $N-1=3$ であるような網トポロジの2種類を示している。

【0057】これに対して、図11は6点ノード網としての物理網の3種類の網トポロジを示し、ここではノード数が6であるためにリンク数が5本の網トポロジが示されている。

【0058】図9のS12で、各クロスコネクトが収容できる最大伝送リンク数Mを越えたクロスコネクトが存在する網トポロジがS11で抽出された組み合わせの中から除去される。M、すなわち1つのクロスコネクトが収容できる最大伝送リンク数を‘3’とすれば、図11(b)に示すスター型の網トポロジは6点ノード網に対する網トポロジから除去される。

【0059】続いてS13で、すでに図8のS1で設計された論理網トポロジに対応して仮想パス(VP)リンク数の総和が計算される。ここでは簡単のために、S1においてメッシュ状の論理網が張られたものと仮定し、図10、図11における各ノード間のVPコネクションを構成するVPリンク数の総和の計算について説明する。

【0060】VPリンクとはある2つのノード間のVPコネクションを構成する、一般に複数のリンク（両端にノードを持つリンク）を意味し、例えば図10(a)のノードBとDの間のVPコネクション上でのVPリンクはBA間、AC間、およびCD間の3本となる。そこでまずノードAを基準として考え、AB間のVPリンク数は1本、AC間は1本、AD間は2本となる。次にノードBを基準として考えると、すでにBA間はノードAを基準として考えた時にAB間としてカウントされているので、このVPコネクションに対してはリンク数をカウントせず、BC間のコネクションに対して2本、BD間のコネクションに対して3本となる。更にCを基準として考えると、CD間のコネクションに対してリンク数は1本となり、図10(a)におけるVPリンク数の総和は10本となる。これに対して図10(b)に対してはVPリンク数の総和は9本となる。

【0061】図9のS13でVPリンク数の総和の計算が終了すると、S14でその総和が最小となるような網トポロジがS11で抽出された組み合わせの中から選択される。図10においては(b)のスター型が選択され、図11においては(c)のスター型の結合の網トポロジが

選択される。

【0062】続いてS15において実際の網トポロジにおけるノードの配置が決定される。例えば図11において(c)に示すスター型の結合がS14において選択されたが、物理網としての物理伝送リンクの総距離はスター型の頂点としてのノードA、およびDの位置に他のノード、例えばBやCがきた場合には異なってくるので、その総距離が最小となるような実際のノード配置が選択される。図12はその総距離最小の網トポロジ選択処理のフローチャートである。

【0063】図12においてまずS16で物理網トポロジの候補とノード間の距離 L_{ij} が入力され、S17でノードiとjの間に直通リンクが存在する時に α_{ij} の値が‘1’、直通リンクが存在しない時に‘0’とされ、S18で α_{ij} とノード間距離 L_{ij} との積の総和が物理伝送リンクの総距離として算出され、S19でその総和が最小になるような候補が選択される。

【0064】例えば図10において(b)のスター型の網トポロジに対して物理伝送リンクの総距離が計算される。図13は図10における各ノード間の距離 L_{ij} を示す。図に示すようにノードAを上位ノードとする場合には α_{ij} の値はAB間、AC間、およびAD間に対して‘1’、BC間、BD間、およびCD間に対して‘0’となり、物理伝送リンクの総距離は11キロメートルとなる。同様にノードB、CまたはDを上位ノードにする場合には、総距離はそれぞれ24、20、または15キロメートルとなる。このため、ノードAを上位ノードとする図10(b)に示すトポロジがS19において選択される。

【0065】以上で図8におけるS2の処理、すなわち物理網トポロジの設計が終了し、これに続いてS3で、設計された物理網内の物理伝送路上に論理網トポロジに対応して容量‘0’の仮想パス網の設定が行われる。

【0066】S3における容量‘0’の仮想パス網の設定について図14を用いて説明する。図14はノード内に設けられるルーティングテーブルの格納内容の例である。容量‘0’の仮想パスを設定するということは、通信要求のあるノード間に仮想パスの経路のみを規定し、規定された経路に対しては容量の割り付けを行わないこと、すなわち容量として‘0’を割り付けることを意味する。図14のルーティングテーブルにおいては、通信要求のある他のノードへの仮想パスの終点としての宛先ノード番号と、その仮想パスの識別番号と、その仮想パス上での次のノードの番号とによって経路が指定され、割り付けられる仮想パス容量は‘0’のままとされている。通信要求に対応するパケットが到着した時には、交換機内のヘッダ読取り装置によってパケットの宛先ノード番号を読み取り、このルーティングテーブルを参照することにより、パケットが経路すべき経路が選択され、その経路にパケットが送出される。

【0067】図8のS3で論理網トポロジに対応して物理伝送路上に容量‘0’の仮想パス網が設定された後に、S4でトラヒックの長期需要に基づいて物理伝送路容量の設計が行われる。この物理伝送路容量の設計について図10(b)に示す物理網トポロジに対応して図15、図16を用いて説明する。図15は単一メディアからのトラヒック長期需要に対応する物理伝送リンクの所要帯域を示し、また図16はマルチメディアからのトラヒック長期需要に対応する所要帯域を示す。

【0068】図15に示す単一メディアの場合には、通信要求としてのノード間の呼量、ピーク帯域、および要求品質としての呼損率の値に対応して所要帯域が決定される。すなわち、

【0069】

【数1】

$$B_{ij} = \frac{a_{ij}^{s_{ij}}}{s_{ij}!} \sum_{k=0}^{s_{ij}} \frac{a_{ij}^k}{k!}$$

【0070】に示されるアーランB式を用いて所要帯域が決定される。具体的には、トラヒック呼量 a に対して、サービス要求品質としての呼損率 B が満足されるように先の(1)式に基づいて所要回線数 s が計算され、その計算結果に通信速度のピーク帯域を乗じた結果が必要な物理伝送路帯域となる。ここで、 a_{ij} はノードiとノードj間に通信するトラヒック呼量の長期需要値、 B_{ij} はノードiとノードj間に通信するトラヒックの許容呼損率、 s_{ij} はノードiとノードj間のトラヒックを収容するために必要な回線数である。

【0071】なお、この(1)式は文献：秋丸春夫、R. B. クーパー通信トラヒック工学、丸善1985から引用したものである。

(1)式を用いて計算された所要帯域は図15の最も右側の欄に示されている。そこで例えばノードAとBの間の物理伝送路容量はAB間、BC間、およびBD間の所要リンク帯域の総和として与えられ、278Mb/sとなり、同様にノードAとCの間の物理伝送路容量は218Mb/sとなり、ノードAとDの間の物理伝送路容量は320Mb/sとなる。

【0072】図16に示すマルチメディアの場合には、上述のアーランB式の代わりに同一文献内の多元トラヒックモデルの解析結果を適用して、所要物理伝送路容量を決定することができる。例えば各ノード間で64Kb/sのピーク速度を要求するメディア1と、ノード間でのピーク速度の要求値が異なるメディア2が混在する場合に、図16に示されるそれぞれのトラヒックの呼量、サービス要求品質を同時に満たすように、下記の(2)および(3)式を用いて所要回線数 s_{ij} を求めることができ

る。

【0073】

【数2】

$$B_{ij}^{(n)} = C \sum_{k=0}^{[s_{ij}/m]} \frac{a_{ij}^{(1)s_{ij}-mk}}{(s_{ij}-mk)!} \frac{a_{ij}^{(2)k}}{k!}$$

【0074】

$$B_{ij}^{(n)} = C \sum_{r=s_{ij}-m+1}^{s_{ij}} \sum_{k=0}^{[r/m]} \frac{a_{ij}^{(1)r-mk}}{(r-mk)!} \cdot \frac{a_{ij}^{(2)k}}{k!}$$

【数3】

ただし、

$$C = \left[\sum_{i=0}^{s_{ij}} \sum_{k=0}^{[i/m]} \frac{a_{ij}^{(1)i-mk}}{(i-mk)!} \frac{a_{ij}^{(2)k}}{k!} \right]^{-1}$$

$a_{ij}^{(n)}$ は $i-j$ 間のメディア n のトラヒック呼量

$B_{ij}^{(n)}$ は $i-j$ 間のメディア n のトラヒックのサービス要求品質

【 X 】 は X を越えない最大整数である。

【0075】ここで s_{ij} は 64Kb/s のチャネルを1とした場合の全所要チャネル数であり、よって $s_{ij} \times 64\text{Kb/s}$ は条件を満たすために必要な物理伝送リンクの帯域となる。その計算結果は図16の最も右側の欄に示されており、ノードAとBの間の物理伝送路容量は $90.8 + 93.5 + 102.3 = 286.6\text{Mb/s}$ となり、またノードAとCの間の容量は 217.2Mb/s 、ノードAとD間の容量は 199.6Mb/s となる。

【0076】図8のS4での物理伝送路容量の設計が終了すると、S5で実際のトラヒック要求、すなわち前述の呼量、呼損率、セル廃棄率、セル遅延時間などに基づいて仮想パスの容量が算出され、物理伝送路上に割り付けられる。仮想パス容量の算出には仮想帯域算出法（文献：Miyao Y. "A Dimension Scheme in ATM Networks", Network '92 pp.171-176, 1992）が用いられる。

【0077】そしてS6でその実トラヒック要求の変動が監視され、S7で実トラヒック変動量が規定値を越えたか否かが判定され、越えたと判定された時にはS5以降の処理が繰り返される。

【0078】S6における実トラヒック要求の変動の監視は、図7で説明したようにデータベース36に格納された呼損率、セル廃棄率、またはセル遅延時間の測定値に基づいて行われ、変動量が規定値を越えたか否かが回線制御部32内の比較回路46、および判定回路47に

よって判定される。そこでデータベース36に格納される呼損率、セル廃棄率、セル遅延時間などの検出方法について次に説明する。

【0079】図17は呼損率の検出を行うためのATM交換機の機能配備図であり、図18は呼損率検出処理のフローチャートである。図17において、ATM交換機はその主要構成部としての自己ルーティングスイッチ51、自己ルーティングスイッチ51におけるルーティングを制御するためのルーティングテーブル52、端末53から入力されるATMセルの流量を監視する流量監視部54、自己ルーティングスイッチ51から中継系に対してATMセルを出力するための出力回線バッファ55、通信網における呼の受付を制御する呼受付制御部56から構成され、呼受付制御部56は網内トラヒック管理部57によって制御される。そして端末53からの呼接続要求が発生するたびにその回数を計数する計数部（カウント）①58、出力回線バッファ55側で呼接続要求が拒否されるたびにその回数を計数する計数部（カウント）②59が備えられ、計数部①には呼接続要求の総数が記録され、また計数部②には伝送路の容量不足のために接続できなかった呼の数が記録される。

【0080】図18のフローチャートにおいて、まずS21で2つの計数部のカウント①と②の値がクリアされ、S22で呼接続要求が発生すると、S23でカウント①の値が歩進され、S24とS25でその呼が仮想パス上に収容できるか否かが判定され、収容できない時に

はS 2 6でカウント②の値が歩進された後に、また収容できる場合にはカウント②の値を歩進することなく、S 2 7で呼損率の値が計算され、S 2 2以降の処理が繰り返される。ここでS 2 7での呼損率は、カウント②の値を、カウント①とカウント②の値の和で割ることによって計算される。

【0081】セル廃棄率の検出は呼損率の検出と同様に行うことができる。またセル遅延時間の検出は、各交換機においてそれぞれのセルの遅延時間を検出し、その検出結果を網設計管理センタに信号チャネルを通じて送り、そこで平均をとって判定することができる。これを例えば5分間毎というように一定周期で行うことによりセル遅延時間の検出が行われる。

【0082】更に以上のように実トラヒックに対する測定結果として検出を行う方法の他に、申告されたパラメータに基づいて網設計管理センタで呼損率、セル廃棄率、またはセル遅延時間を算出するためのプログラムを一定時間間隔で起動させ、これらの値を算出して、その算出結果に基づいて論理網容量の再設定を行うか否かの判定に用いることも可能である。

【0083】図8のS 7で実トラヒックの変動量が規定値を越えていない場合には、S 8でトラヒック長期需要の変化が監視され、S 9でトラヒック長期需要の変化量が規定値を越えたか否かが判定され、規定値を越えた場合にはS 4以降の処理が繰り返され、規定値を越えない場合はS 6（実トラヒック要求変動の監視）以降の処理が繰り返される。

【0084】S 9でトラヒック長期需要の変化量が規定値を越えた場合は、物理伝送路容量の再設計が行われるが、この再設計は例えばユーザがNTTなどのキャリアからシンクロナスデジタルハイアラーク（SDH）伝送路を借りて公衆網上に仮想専用網（バーチャルプライベートネットワーク）を構築している場合には、借りている伝送路の容量を変更することにより物理伝送路容量の変更が行われる。極端な場合としては実際の物理伝送路としての光ケーブルの増設を行わなければならないような場合も考えられないわけではないので、図7で説明したように回線制御部32は再設計要求信号を発生するのみに止め、実際に再設計を行うかどうかは別途に判断することができる。

【0085】図8のS 5で算出された仮想パス容量を物理伝送路上に実際に割り付ける場合には、各加入者交換機に備えられているポリシング機能装置、すなわちユーザパラメータコントロール（UPC）のパラメータの設定および変更によって割り付けが行われる。図19はこのUPC機能の実現法の説明図である。

【0086】このUPC機能は、図17において説明した流量監視部54によって自己ルーティングスイッチに流れ込むトラヒック量が申告されたウィンドウサイズの中に入っているか否かをチェックすることにより実現さ

れる。すなわちATM交換機の入口側で呼接続要求が発生した時、図19に示したウィンドウサイズTの区間内にいくつのセルが流入するかによって、トラヒック量のコントロールが行われる。例えばユーザの申告した通信速度のピークレートによればウィンドウ内に最大4セルしか入れないとすると、図19に示すようにそのウィンドウ内に5個のセルが検出された場合には違反と判断される。このウィンドウサイズを適当に選ぶことにより、仮想パスの通信帯域を規定することができる。仮想パスの容量を変更する時にはこのウィンドウサイズを変更すればよい。

【0087】次に本発明の第2の目的、すなわち通信相手側のノードへの仮想パスとして、一定の条件に適合する迂回パスの使用を許す場合に、仮想パスの接続要求に対する呼損率を許容範囲内におさえながら、かつ迂回パスの探索に要する時間を短縮する目的を達成するための通信網管理方式を第2の実施例として説明する。

【0088】この第2の実施例では、前述のように物理伝送リンクの帯域を共用帯域と留保帯域とに分割して管理する帯域分割管理方式と、仮想パスの接続要求に対してあらかじめ指定されたパス、例えば直通パスがビジーである場合に、選択可能な迂回パスの数が制限される限定迂回ルーティング方式が適用される。また第2の実施例では、簡単のため通信網はメッシュ状の構造を持つものとする。

【0089】図20は、第2の実施例に対応して、端末も含めて描いた通信ノードのブロック図である。図20において、61は通信ノード、62は端末である。又、63は帯域管理部、64は受付可否判定部、65は流量監視部、66はセルフ・ルーティング・スイッチ、67は出力回線バッファ、68はルーティング・テーブル、69は選択部である。

【0090】端末からの情報は、流量監視部65によって申告通りであることの監視を受けた後、セルフ・ルーティング・スイッチ66によって仮想パスリンクを決定され、出力回線バッファ67を経由して中継線に送り出される。この間、仮想パスの宛先、通信速度、要求品質などの設定情報が端末62から受付可否判定部64に伝達され、受付可否判定部64は帯域管理部63のデータを参照して仮想パスが要求する品質を提供できる帯域があるか否かを判定し、仮想パスを受け付けるか否かを決定する。また、選択部69は、図2の迂回経路候補登録手段7を構成し、選択された候補をルーティング・テーブル68に出力する。

【0091】図21は、本発明の第2の実施例における帯域分割管理方式の概念を示す図である。図21においては、メッシュ構造を採用する上位の通信ノード（A～E）が5個あり、各通信ノードに3個（例えばA1～A3）の下位の通信ノードがスター状に接続されている通信網を例として示している。そして、各伝送リンクの帯

域を共用帯域と留保帯域に分割して管理している。

【0092】第2の実施例においては、帯域管理部63が各々の伝送リンクの帯域を共用帯域と留保帯域に分割して管理しており、優先度が低い仮想パスの接続要求に対しては、受付可否判定部64が共用帯域のみで受け付け可否を判定し、優先度が高い仮想パスの接続要求に対しては共用帯域と留保帯域全体で受け付け可否を判定する。従って、優先度が低い仮想パスの接続要求に対して共用帯域が不足しているために受け付けが拒否される場合にも、優先度が高い仮想パスの接続要求に対しては共用帯域と留保帯域の双方の空きで受け付け可否が判定されるので、優先度が高い仮想パスを受け付けることが可能な場合がありうる。これによって、仮想パスが要求しているサービス品質にマッチして伝送パスコネクションを割り付けることが可能になると共に網効率の低下を防ぐことができる。

【0093】図22は、第2の実施例における限定迂回ルーティングの概念を示す図である。図22においても、メッシュ構造を採用する上位の通信ノードが5個あり、各通信ノードに3個の下位の通信ノードがスター状に接続されている通信網を例として、帯域分割管理方式の概念と共に示している。そして、例えば通信ノードAの選択部69は、通信ノードAと通信ノードCを接続するパスコネクションとして、所定のパスコネクションとして直通的パスコネクションを考え、迂回のパスコネクションとしては、多数ある中からA-B-C、A-B-E-C、A-D-Cを選択して登録している。

【0094】第2の実施例においては、図22の例を用いると、選択部69は直通伝送パスコネクションの他に迂回ルーティングを検討する対象を3個に限定して登録しており、既定の順番で迂回のパスコネクションを選択し、帯域管理部63のデータを参照して受付可否判定部64が仮想パスの受け付け可否を判定する。迂回のパスコネクションを準備しているので、所定の伝送リンクがビジーであっても所要の通信ノード間を接続することができる可能性が高くなり、呼損率を低下させること、即ち網効率を向上させることができる。ここで、前述の帯域分割管理方式を併用することによって、更に、仮想パスが要求する品質にマッチしてパスコネクションを割り付けることが可能になる。しかも、迂回を許容するパスコネクションの数を限定しているので、通信網が大規模化しても、パスコネクションを選択して受け付け可否を判定するのに必要な時間を適切な範囲におさめることができる。

【0095】図23は、図20における帯域管理部63が保有する帯域管理テーブルの例である。図23において、リンク番号は当該通信ノードの出力側の物理伝送リンクに付した番号、全帯域容量は当該リンクの全ての伝送容量、留保帯域容量は優先度が高い仮想パスのみの受付可否を判定する対象となる伝送容量である。従って、

全帯域容量から留保帯域容量を差し引いた残りが共用帯域容量になる。そして、使用中の帯域容量を共用帯域と留保帯域とに分割して把握しているので、使用可能な帯域も共用帯域と留保帯域とに分割して把握できる。

【0096】尚、図20においては、帯域管理部63を通信ノードに設ける構成を示しているが、帯域管理部63を網管理センタに集中的に設けても、同様な機能を実現することができる。

【0097】受付可否判定部64は、帯域管理部63帯域管理テーブルにある使用可能な帯域と仮想パスが要求する帯域との大小を比較して、仮想パスを受け付ける可否かを判定する。

【0098】図24と図25は、受付可否判定部64の動作を説明するフローチャートで、図24は迂回を許さない場合、図25は迂回を許す場合を示す。まず、迂回を許さない場合には下記のように動作する(図24)。

【0099】S30：仮想パスの接続要求が発生した場合、ユーザからの申告値(呼量、通信速度の平均値とピーク値、サービス要求品質など)を取り込む。

S31：これらの申告値に基づいて、所定の計算アルゴリズムによって、要求されたサービス品質が満たされるために必要な仮想パス容量を算出する。

【0100】S32：接続要求されている仮想パスの優先度、所要帯域を取り込む。

S33：優先度を判定する。

S34：優先度が高い場合には、共用帯域と留保帯域の空き容量と所要帯域とを比較する。

【0101】S35：空き容量が大きい場合には接続要求を受け付けて処理終了。

S36：空き容量が少ない場合には接続要求を受け付けられないで処理終了。

S37：優先度が低い場合には、共用帯域の空き容量と所要帯域とを比較する。

【0102】S35：空き容量が大きい場合には接続要求を受け付けて処理終了。

S36：空き容量が少ない場合には接続要求を受け付けられないで処理終了。

ここで、優先度が高い仮想パスとは、例えば音声や画像トラフィックを収容する即時性を必要とする仮想パスや、発ノードから着ノードまでの通信経路を構成する物理伝送リンク数が多い仮想パスのことを指し、優先度が低い仮想パスとは、例えばデータトラフィックを収容する仮想パスのように即時性がさほど問題にならなかったり、上位レイヤで再送プロトコルを持つような仮想パスや、発ノードから着ノードまでの通信経路を構成する物理伝送リンク数が少ない仮想パスのことを指す。

【0103】尚、所要帯域の算出は、例えば、Miyao Y., "A Dimension Scheme in ATM Networks", Network'92, pp.171-176, 1992 によって行う。次に、迂回を許す場合は下記のように動作する(図25)。

【0104】S38：仮想パスの接続要求が発生した場合、ユーザからの申告値（呼量、通信速度の平均値とピーク値、サービス要求品質など）を取り込む。

S39：これらの申告値に基づいて、所定の計算アルゴリズムによって、要求されたサービス品質が満たされるために必要な仮想パス容量を算出する。

【0105】S40：接続要求されている仮想パスの優先度、所要帯域を取り込む。

S41：カウンタを $i = 1$ にセットする。

S42：帯域管理部 63 から、 i 番の迂回経路の状況を 10 読み出す。

【0106】S43：優先度を判定する。

S44：優先度が高い場合には、共用帯域と留保帯域の空き容量と所要帯域とを比較する。

【0107】S45：空き容量が大きい場合には接続要求を受け付けて処理終了。

S46：空き容量が少ない場合にはカウンタを歩進させる。

S47：カウンタ値が所定の値 i_{\max} を超えていたら接続を拒否して（S48）処理を終了する。超えていない 20 時には S42 に戻る。

【0108】S49：優先度が低い場合には、共用帯域の空き容量と所要帯域とを比較する。

S45：空き容量が大きい場合には接続要求を受け付けて処理終了。

【0109】S46：空き容量が少ない場合にはカウンタを歩進させて、S47 に移行する。

このようにして、あらかじめ決めている迂回経路について受け付け可能か否かの判定を繰り返し、決めている全 30 での迂回経路について受け付け不可能な場合には、受け付けを拒否する。

【0110】以上においては、受け付け可否の判定を行う迂回経路が既に決定されているものとして、迂回経路の選択方法には無関係に受け付け可否の判定手順について説明した。以下においては、迂回経路の選択方法について説明する。

【0111】図 20 における伝送パスコネクションの選択方法として選択部 69 が第 1 の選択方法を適用する場合には、次の手順で伝送パスコネクション候補を選択する。まず、発ノードから着ノードまでの通り得る全ての 40 伝送パスコネクションを見出す。図 22 におけるように、5 個の上位の通信ノードをメッシュに接続する場合 には 16 通りの通信経路があるが、この中から無条件に 所定数の伝送パスコネクション候補を選択し、各ノードに設けられているルーティング・テーブル 68 に、迂回の可能性を判定する順番を決めて書き込んでおく。そして、所定の伝送パスコネクションが受け付け不可能になった場合には既定の順番で伝送パスコネクションを選択し、受付可否判定部 64 が帯域管理部 63 が持っている 該伝送パスコネクションのデータを参照して迂回を試み 50

る。今、通信ノード A と C の間での通信要求があったとして、図 22 のように A-B-C、A-D-C、A-B-E-C を伝送パスコネクション候補に選択し、選択する順序も上記の順としておき、A-C 直通的の伝送パスコネクションで受け付け不可能だった場合に上記の順に伝送パスコネクションを選択して受け付け可否を判定する。そして、3 つの伝送パスコネクションとも受け付け不可能な場合には受け付けを拒否する。

【0112】図 20 における伝送パスコネクションの選択方法として第 2 の選択方法を適用する場合には、発ノードから着ノードまでの通り得る全ての伝送パスコネクションの中から、物理伝送距離が短い順に所定数の伝送パスコネクション候補を選択して、各ノードに設けられているルーティング・テーブルに書き込んでおく。物理伝送距離が短い順に通信経路を選択する方法として、ノード間の連結関係とノード間の距離を入力して、Dijkstra（ダイクストラ）のアルゴリズムによって選択する方法がある。Dijkstra のアルゴリズムについては、八星監訳：データネットワーク、pp.384-387、オーム社がある。今、各ノード間の距離が図 26 のように与えられた場合、Dijkstra のアルゴリズムによって、A-C 直通ルート（5 Km）の次に物理伝送距離が短い伝送パスコネクションは、図 27 に示す A-E-C（7 Km）、A-D-C（8 Km）、A-B-E-C（9 Km）であることが判る。従って、この 3 つの伝送パスコネクションをノード A のルーティング・テーブル 68 に書き込んでおき、A-C 直通ルートが受け付け不可能な場合には、上記 3 つの伝送パスコネクションを物理伝送距離が短い順に選択して受付可否判定部 64 において受け付け可否を判定する。そして、3 つの伝送パスコネクションとも受け付け不可能な場合には受付を拒否する。

【0113】このように、伝送パスコネクションを物理伝送距離の順に選択するのは、通信網における伝播遅延時間が少ない順に選択することに通ずる。図 20 における伝送パスコネクションの選択方法として第 3 の選択方法を適用する場合には、発ノードから着ノードまでの通り得る全ての伝送パスコネクションの中から、伝送パスコネクションを構成する物理伝送リンク数が少ない順に 所定数の伝送パスコネクションを選択する。

【0114】さて、この場合には、ノード間の伝送距離を仮想的に一律 1 として Dijkstra のアルゴリズムを適用すれば、物理伝送リンク数が少ない順に伝送パスコネクションを選択できる。尚、物理伝送リンク数が同数の場合には、物理伝送距離が短い順に選択する。このようにすれば、通信ノード A と C の間で、A-C 直通ルート以外の物理伝送リンク数が少ない伝送パスコネクションは、図 28 に示す A-E-C（2 リンク、7 Km）、A-D-C（2 リンク、8 Km）、A-B-E-C（2 リンク、20 Km）であることが判る。従って、こ

の3つの伝送パスコネクションをノードAのルーティング・テーブル68に書き込んでおき、A-C直通ルートが受け付け不可能な場合には、上記3つの伝送パスコネクションを上記の順に選択して受付可否判定部64において受け付け可否を判定する。そして、3つの伝送パスコネクションとも受け付け不可能な場合には受け付けを拒否する。

【0115】このように、物理伝送リンク数が少ない順に伝送パスコネクションを選択するのは、通信網内で生ずる接続制御の総量を少なくすることに通ずる。続いて本発明の第3の実施例について説明する。第3の実施例は、前述のように本発明の第3の目的を解決するためのものである。第3の目的は、物理網と論理網とによって構成される通信網内の任意のノード間に、迂回経路を含めた複数の通信経路が設定されている場合に、通信容量の変更要求に対応して、これらの複数の通信経路のうちで容量変更要求を満足する通信経路の選択を高速に行うことである。従って、第2の実施例と同様に、通信網内の任意のノード間には複数の通信経路、例えば論理パスが設定されているものとして、第3の実施例を説明する。

【0116】図29は第3の実施例において、通信経路の空き容量を通知するための情報パケットの説明図である。同図において○印はノードを表わす。ここでノード2からノード1、6を経由して、ノード5に至る通信経路が設定されているものとする。この場合には、この通信経路の終点のノード5において、図30に示すフォーマットの packets が作成される。

【0117】図30は一般的なラベル多重通信網における情報パケットのフォーマットの例である。図29の通信経路の終点ノード5において、この通信経路の識別子であるルートIDと、この情報パケットの識別子である情報パケットIDと、経路の終点ノードであるノード5の識別子であるノード5IDとがパケットの先頭に格納され、その情報パケットはノード6に対して送り出される。

【0118】ノード6では、この通信経路を構成する1つのリンクであるノード6からノード5に向かう出力リンクの空き容量と、ノード6の識別子とをパケットに追加した後、そのパケットを再びノード1に向けて送り出す。同様にして、通信経路の中継ノードにおいて、それぞれの出力リンクの空き容量とノードの識別子が追加され、最終的に情報パケットは通信経路の始点のノード2に到達する。始点のノード2では、後述するようにこの情報パケットの内容を自ノード内にある空き容量テーブルに書き込んで、通信経路の容量変更要求が発生した時に、この通信経路においてその変更要求が満足できるかを判定するための資料とする。

【0119】このように基本的には通信経路の始点のノードに定期的に通知される空き容量の値に基づいて、容

量変更要求に対する可否の判定がなされるが、その空き容量の値をそのまま用いるのではなく、容量変更要求発生時点の空き容量を過去のデータから推定して、その値を用いて容量変更の可否判定を行うことも可能である。図31はそのような空き容量予測方式の説明図である。例えば過去の2点のデータを用いて、線型予測によって現在の空き容量を予測することや、ニューラルネットワークを用いて過去の数点の空き容量情報をパターンとしてニューラルネットワークに入力させ、現在の時点の空き容量を予測することも可能である。

【0120】図32は第3の実施例におけるノードの全体構成ブロック図である。同図においてノードは、第3の実施例における特徴部分である情報パケット処理装置71と、交換機あるいはクロスコネクタ72とから構成される。そして、交換機あるいはクロスコネクタ72の内部には、ルーティング・スイッチ73と、スイッチ73におけるルーティングを制御するためのルーティング・テーブル74が備えられている。ルーティング・テーブル74は仮想パス識別子(VPI)に対応してスイッチ73からの出方路番号を格納しているものである。なお図32は、図29で説明したノード2からノード1、および6を経由して、ノード5に至る通信経路と逆向きの経路の方向を矢印で示している。

【0121】図33は図32の情報パケット処理装置の詳細構成ブロック図である。同図において情報パケット処理装置71は、通信経路の始点のノードとなった時に情報パケットを作成する情報パケット作成部80、他の交換機またはクロスコネクタから入力されるパケットが情報パケットであるかを判定する情報パケット判断部81、情報パケット作成部80または情報パケット判断部から出力される情報パケットに、自ノードの識別子や出力リンクの空き容量などを書き込む情報追加部82、情報追加部82から出力される情報パケットが自ノード宛であるかを判定する自ノード宛判定部83、終端判断部83によって自ノード宛であると判定された情報パケットからその通信経路に属するリンクの空き容量情報を求め、そのデータを空き容量テーブルに書き込む空き容量テーブルおよびその作成部84、空き容量テーブルおよびその作成部84に格納されている空き容量などを用いて、通信容量変更要求に対して変更が可能かを判定する容量変更判定部85、容量変更判定部85の判定結果などに対応して、自ノードからの出力リンクの空き容量を管理する自ノード容量管理部86、各通信経路の仮想パス識別子VPIの値に対応して、その通信経路が経由するノードの識別子を格納するVP経路テーブル87、自ノードが発ノードとなる仮想パスに対して、目的ノードとVPIの値などを格納するVP候補群テーブル88、および情報パケット作成部80が定期的に情報パケットを作成するためのタイミングを与える内

部時計 89 から構成されている。

【0122】図 33 は第 3 の実施例における基本動作、すなわち定期的に通知される各リンクの空き容量の値を格納する空き容量テーブルのデータをそのまま用い、容量変更要求時点の空き容量の値の予測を行うことなしに、容量変更要求に対する可否を判定する場合の構成ブロック図であり、この構成ブロック図に対応する第 3 の実施例の動作を最初に詳しく説明する。

【0123】図 34 はこの場合の情報パケット送出処理のフローチャートである。同図において処理が開始され、ステップ S50 で情報パケット作成のタイミングを示す内部時計の割り込みが発生すると、S51 で情報パケットの作成が開始される。その情報パケット作成処理においては図 35 に示す VP 候補群テーブル VP リストの内容が用いられる。

【0124】図 35 において VP 候補群テーブルには、自ノードが発ノードとなっている通信経路の仮想パスに対して、その仮想パスの目的ノード、すなわち通信経路の終点のノードと、VPI の値、および冗長性フラグが格納される。この冗長性フラグについては後述する。

【0125】図 34 のステップ S51 で、VP 候補群テーブルの上から何行目のデータであるかを示す i の値が '1' とされ、情報パケット作成処理が開始される。そして、S52 で VP lists (i) (1) の値が '0' か否かが判定される。ここで最後のカッコの中の '1' は図 35 の VP 候補群テーブルの左側から第 1 番目の欄、すなわち目的ノードの内容を示し、ここでは 'i = 1' であるために、第 1 行の目的ノードの値が '0' か否かが判定される。'0' である場合には、第 1 行目に実質的なデータがなく、第 1 行目に実質的なデータがない場合にはテーブル全体にデータがないことになるため、実際に情報パケットを作成することなく、処理は終了する。

【0126】S52 で第 1 行の目的ノードの値が '0' でない時には、S53 でその行の 2 番目の欄の値、すなわち VPI の値が求められ、S54 で情報パケットへのデータ格納が行われる。

【0127】図 36 は ATM 網における情報パケット、すなわち図 30 のルート ID として VPI の値を用いた情報パケットのフォーマットである。ここでこの情報パケットの格納内容を inf (i) で示す。このカッコ内の i の値は情報パケットの先頭から格納されるデータの位置を示す。

【0128】すなわち、図 34 の S54 においては、VPI の値が情報パケットの先頭に格納され、そのパケットの識別子がパケットの 2 番目に、自ノードの識別子が 3 番目に、そして 4 番目の位置に '1' が格納されて、1 つの情報パケットの作成が終了し、その情報パケットは S55 で交換機またはクロスコネク、すなわち図 32 のブロック 72 に送り出され、S56 で i の値が

インクリメントされ、S52 以降の処理が繰り返される。S52 以降においては、図 35 の VP 候補群テーブルの各行の内容が 1 行分ずつ取り出され、それに対応した情報パケットが作成されて、交換機またはクロスコネクに送り出される。

【0129】図 37 は通信経路の中継ノードにおける情報パケット中継処理の全体処理フローチャートである。同図において、S58 でパケット到着が検出されると、S59 において図 33 の情報パケット判断部 81 によって情報パケットであるか否かが判定され、情報パケットでない場合にはそのパケットは直ちに交換機またはクロスコネク 72 に送られる。

【0130】これに対して、情報パケットであると判断されると、情報追加部 82 によってステップ S60 で情報が追加される。この情報追加動作については図 38 で詳しく述べる。情報が追加された情報パケットは終端判断部 83 に送られ、自ノードがその情報パケットの終点、すなわち対応する通信経路の始点であるか否かが判定され、情報パケットの終点でないと判定された時には、その情報パケットは他のノードに中継するために交換機またはクロスコネク 72 に送られ、情報パケットの終点であると判定された時には受け取りノードとしての動作が行われる。この動作についても後述する。

【0131】図 38 は図 37 におけるステップ S60 で行われる情報追加処理の詳細フローチャートである。同図において、図 36 で説明した情報パケットにおけるデータの格納位置を示す i の値が '1' にされた後に処理が開始され、ステップ S63 で第 1 番目の位置のデータが '1' であるか否かが判定され、'1' でない時には S64 で i の値がインクリメントされて、S63 以降の処理が繰り返される。S63 で格納されたデータが '1' である情報パケット内のデータ格納位置が発見されると、次のステップ S65 において '1' が見つけられた位置 i の 1 つ前の位置のデータが ot 1 とされ、次の S66 の処理に移行する。

【0132】S66 においては、図 33 の自ノード容量管理部 86 の内部に設けられる自ノード空き容量テーブルの内容が検索される。図 39 は自ノード空き容量テーブルの例である。同図において自ノード空き容量テーブルには、自ノードが発ノードとなっている仮想パスのみを対象として、テーブルの左側の欄からその仮想パスに対応する出方路の番号、その出方路の先の隣接ノードの識別子、およびその出方路に対応する物理伝送リンクの空き容量 (帯域) が格納されている。

【0133】図 38 の S66 において、この自ノード空き容量テーブルの左側から 2 番目の欄、すなわち隣接ノード識別子の値が、例えばテーブルの 1 番上の行から順番に検索される。ここで変数 j はこの自ノード空き容量テーブルの第何行目かを示す。まず j = 1 に対応する隣接ノード識別子、ここでは '18' が ot 2 とされ、次

のステップS67でot2とot1とが一致するかが判定される。

【0134】ここで、ot1は情報パケットの次の位置に「-1」が格納されているような位置のデータである。例えば図29においてノード5で情報パケットが作成され、図36の情報パケットの位置1~3までデータが格納され、位置4に「-1」の値が格納されてノード6にその情報パケットが到着したものとすると、図30で説明したようにノード6ではノード5に向かうリンクの空き容量と、ノード6の識別子を情報パケットに追加することが必要となる。この時ot1はノード5の識別子であり、この識別子が図39の第1行の隣接ノード識別子の値と一致するかが判定される。一致しない時にはステップS68でjの値がインクリメントされ、S66以降の処理が繰り返される。

【0135】ステップS67でot2とot1とが一致した、すなわち前述の例ではノード5の識別子が自ノード空き容量テーブル内の隣接ノードの識別子と一致した時には、次のステップS69の処理に移行する。S69では今まで「-1」が格納されていた情報パケットの位置に、隣接ノード識別子が一致した行の空き容量が格納され、情報パケット上で次のデータ格納位置に自ノード識別子が格納され、更にその次の位置に「-1」の値が格納されて情報追加処理が終了する。

【0136】図29において、ノード5において作成され、中継ノード6と1において情報が追加された情報パケットがノード2に到着すると、空き容量情報は図33の空き容量テーブルおよびその作成部84によって空き容量テーブルに格納される。図40はこの情報受け取りノードとしての処理のフローチャートであり、図41は空き容量テーブルの例である。図40と図41とを用いて情報受け取りノードにおける処理を説明する。

【0137】図40のステップS71で、まず変数iの初期値として「3」が代入され、次のステップS72において情報パケットの内容によって空き容量を求めようとするリンクの到着ノードを示すdtが情報パケットのi番目の位置のデータ、最初はi=3のノード識別子、すなわち図29では情報パケットの作成ノードであるノード5の識別子とされ、続いてステップS73でdtが自ノード識別子と一致するかが判定される。これは後述するように、iの値が「2」ずつインクリメントされて、図36の情報パケットにおける最終のデータ格納位置まできた時に空き容量テーブル作成処理を終了するための判定条件である。すなわち、図38のS69で説明したように既に自ノードの識別子がパケットに格納された後にその情報パケットが終端判断部83を介して空き容量テーブルおよびその作成部84に送られるためにこの判定条件が用いられる。

【0138】ここではまだiの値が「3」であり、dtは情報パケットが作成されたノードの識別子であるため

に、これは当然自ノード識別子と一致せず、S74の処理に移行する。

【0139】S74では情報パケットにおけるi+1の位置のデータ、ここでは「i=4」の位置における空き容量の値がC1とされ、またS75においてその次の位置すなわち「i+2」の位置にあるノード識別子がstとされ、次のステップS76でノードstからdtに向かう出力リンクの空き容量、図29ではノード6から5に向かう出力リンクの空き容量が図41の空き容量テーブルの対応する位置に格納される。すなわちstはこのリンクの開始側のノード識別子を表わす。

【0140】S76において「i=3」に対するリンクの空き容量が図41の空き容量テーブルに格納されると、図29におけるノード6から5に至る出力リンクに対する空き容量がテーブルに格納されたことになるので、S77でiの値が「2」だけインクリメントされ、S72以降の処理が繰り返される。ここでiの値が「2」ずつインクリメントされるのは、図36で次のリンクに対応するノード識別子が2つ目の位置に格納されているためであり、これによって図29でノード1からノード6に向かう出力リンク、ノード2からノード1に向かう出力リンクの空き容量が次々と空き容量テーブルに格納され、S73で自ノードの識別子、すなわちノード2の識別子がdtと一致した時点で、情報受け取りノードとしての処理、すなわち空き容量テーブル作成処理が終了する。

【0141】次に図31で説明したように、情報パケットによって定期的に通知される空き容量テーブルの内容をそのまま用いて通信容量変更要求の可否を判定するのではなく、現在の時点の空き容量を予測して容量変更可否を判定するための空き容量変化履歴の検出方式について説明する。

【0142】図42は空き容量の変化履歴の説明図である。同図において時刻jの値に対応して、ノードstからdtに向かう出力リンクの空き容量の変化例がグラフとして示されている。

【0143】図43はこのような空き容量履歴を用いて容量変化を予測し、その予測値に基づいて容量変更要求に対する可否判定を行う場合の、情報パケット処理装置の構成ブロック図である。同図を図33と比較すると、空き容量テーブルおよびその作成部84の代わりに、空き容量履歴テーブルおよびその作成部91が設けられ、また容量変更判定部85に対して容量変化を予測し、空き容量の予測値を出力する容量変化予測部92が追加されている点のみが異なっている。

【0144】図44は、図43において空き容量履歴テーブルおよびその作成部91によって行われる空き容量履歴テーブル作成処理、すなわち情報受け取りノードとしての処理のフローチャートである。また、図45は空き容量履歴テーブルの例を示す。これらの図を用いて空

き容量履歴テーブル作成処理を説明する。

【0145】図44において、まずステップS80で図42で説明した時刻を示すjの値が‘0’とされ、S81で情報パケットの受信待ち状態となる。情報パケットが到着すると、その情報パケットの内容を用いて、図40で説明した処理と同様に、その情報パケット到着時刻における空き容量が空き容量履歴テーブルに格納される。すなわち、S72～S77の処理は図40におけるほとんど同じであり、S76で作成される空き容量履歴テーブルの内容がj=0の時刻に対応するものである点のみが異なっている。

【0146】ステップS73でdtが自ノード識別子と一致すると判定されると、その時刻に対応する空き容量は全て空き容量履歴テーブルに格納されたことになるので、ステップS82でjの値がインクリメントされ、続いてS83で時刻jの値が最大値MAX以上になったか否かが判定される。ここでjの値が最大値以上になった時には、図45の空き容量履歴テーブルの内容がjの値に対して全て格納されたことになるので、ステップS84で時刻を示すjの値が再び‘0’とされ、S81以降の処理が繰り返される。

【0147】また、S83でjの値が最大値に達していない時には、そのままS81以降の処理が繰り返され、空き容量履歴テーブルの作成処理が続行される。これによって図45の空き容量履歴テーブルの作成処理が行われ、時刻jの値が最大値に達する毎に履歴テーブルの再作成処理が繰り返されることになる。

【0148】図46は通信容量変更要求に対する変更可否の判定処理、すなわち図33の容量変更判定部85による判定処理のフローチャートである。この判定処理は、図43で容量変化予測部92による空き容量の予測値を用いて行われる点を除いては、図33と図43において全く同様に行われる。なお、この容量変更要求は図8のステップS5において、図7の再設計要求信号を発する回路48から容量変更判定部85に与えられる。

【0149】図47はこの容量変更可否判定処理において用いられるVP経路テーブルの例である。このVP経路テーブルには、各VP Iの値に対応してその仮想パスが通る全てのノード識別子が、例えばその順に格納されている。

【0150】図46の容量変更可否判定処理において、iとjの値が‘1’とされて処理が開始され、ステップS85で図35で説明したVP候補群テーブルの第1行から、その左側から1番目の目的ノードの値が‘0’であるか否かが判定される。i=1の時その値が‘0’である場合には、第1行の目的ノードとして実質的なデータが格納されておらず、当然この場合には第2行以下にも実質的なデータが格納されていないことになるので、自ノードが発ノードとなる仮想パスが存在しないことを示し、この場合には当然容量変更が不可能であり、直ち

に処理を終了する。

【0151】S85において目的ノードが‘0’でない場合には、S86においてその目的ノードがet、すなわち容量変更を行おうとする通信経路の宛先ノードの識別子に一致するか否かが判定される。これらが一致しない場合には、その仮想パスは容量変更を判定しようとする対象のパスでないことになり、S87でiの値がインクリメントされ、VP候補群テーブル上で次の仮想パスに対する判定処理がS85以降で繰り返される。

【0152】S86で目的ノードと一致すると、S88でVP候補群テーブルのその行の2番目の欄、すなわちVP Iの値が求められ、S89で図47のVP経路テーブル上でそのVP Iに対応する経路情報におけるj番目の位置のノード識別子、ここでは1番目のノード識別子、例えばVP I=3に対応する経路情報の第1番目のノード識別子‘6’がsttとされ、S90の処理に移行する。

【0153】ステップS90においては、このsttの値が‘0’であるか否かが判定される。ここでは、jの値が‘1’であるので、sttが‘0’であると判定されるとVP Iの値に対して実質的な経路情報が格納されていないことになるので、S87でiの値がインクリメントされ、S85以降の処理が繰り返される。

【0154】これに対してsttが‘0’でない場合には、次のステップS91でそのVP Iに対する経路情報の次の位置のノード識別子がeddとされ、S92でその値が‘0’であるか否かが判定される。前述のVP I=3の場合にはeddの値は‘4’となり、この場合‘0’でないので、S93の処理に移行する。eddが‘0’となる条件については後述する。

【0155】S93ではノードsttからノードeddへのリンクの空き容量が変数frに代入される。前述の例では、ノード6からノード4へのリンクの空き容量として、図41で説明した空き容量テーブルの値、または図45の空き容量履歴テーブルを用いた空き容量予測値が求められ、変数frに代入される。次にS94においてこの変数frの値が要求帯域の増加分の値duの値より大きいかが判定される。大きい場合には、そのVP Iを持つ仮想パスのうちで現在判定中のリンク、すなわち前述の例ではノード6からノード4へのリンクの空き容量は要求帯域の増加分より大きいことになるので、次のリンクすなわちノード4からノード3へのリンクに対して、空き容量が増加分より大きいかが判定するためにS95でjの値がインクリメントされ、S89以降の処理が繰り返される。

【0156】これに対してステップS94でfrがduより大きくないと判定されると、そのリンクは要求帯域の増加分を吸収することができず、その仮想パスは容量変更要求を満足することができないことになるので、S87でiの値がインクリメントされ、S85以降でVP

候補群テーブルに格納されている仮想パスに対する判定処理が繰り返される。

【0157】前述のように、例えばVPI=3に対してS89～S95の処理が繰り返され、S89でsttが‘1’、S91でeddが‘0’とされると、S92でedd=0であることが判定され、この仮想パスは通信容量変更要求を吸収できるものとして容量変更可能と判定される。すなわちノード6から始めてノード1までのリンクが全て要求帯域の増加分を吸収できることになり、容量変更可能と判定される。なお、経路情報における‘0’は、その仮想パスがその前のノードで終了していることを示す。

【0158】これに対して、図35のVP候補群テーブルでiの値がインクリメントされ、実質的なデータが格納されている全ての仮想パスに対して、その1つも容量変更可能と判定されないうちに目的ノードの欄に‘0’

$$f_{re}(i)(j)(k+dt) = f_{re}(i)(j)(k)$$

$$+ \frac{f_{re}(i)(j)(k) - f_{re}(i)(j)(k-1)}{(k) - (k-1)} \times dt$$

.....(4)

【0161】なお、ここでfre(i)(j)(k+dt)は基準時刻kからdt後のノードiからノードjへの出力リンク空き容量の予測値である。続いて図43の容量変化予測部92による空き容量予測をニューラルネットワークを用いて行う方式を説明する。図49は学習フェーズにおけるニューラルネットワークの説明図、図50はこのニューラルネットワークに対する入力データと教師信号の与え方の説明図である。

【0162】図49のような階層型のニューラルネットワークにおいて第m層のユニット数をnm個、ユニットへの入力をU^m_i、出力をx^m_i、第m層への結合行列をW^mと表すと、その動作は

【0163】

【数5】

$$\left. \begin{aligned} U^m_i &= \sum_{j=1}^{n_{m-1}} w^m_{ij} x^{m-1}_j \\ X^m_i &= f(U^m_i) \end{aligned} \right\} \quad (5)$$

【0164】で与えられる。なお、ここで上つきのサフ

$$\partial E / \partial x^2_i = \sum_{k=1}^{n_3} (\partial E / \partial x^3_k)$$

$$\times (\partial x^3_k / \partial u^3_k) (\partial u^3_k / \partial x^2_i)$$

$$= \sum (\partial E / \partial x^3_k) f'(u^3_k) w^3_{ki}$$

【0171】となる。これにより2乗誤差の最急降下学

が格納されている行に達すると、自ノードが発ノードとなっている仮想パスのうちで容量変更要求に対応できる仮想パスが存在しないことになるので、容量変更不可能として処理を終了する。なお、図35のVP候補群テーブルには、選択の優先度が高い順に仮想パスに対するデータが格納されており、このテーブルの上位から容量変更要求を満足できる仮想パスを探すことにより、優先度の高い仮想パスを使用することが可能となる。

【0159】図48は空き容量の予測に用いられる線型予測の説明図である。同図において、例えば過去の2つの時点の空き容量を用いて空き容量の予測値を求めることが可能となる。その予測値を求めるための線型関数としては、次のような関数を用いることができる。

【0160】

【数4】

イックスは層の番号に、下つきのサフィックスはその層内におけるユニットの番号に対応する。このニューラルネットワークを学習させて予測ができるようにする。これは入力ベクトル(x¹₁, ..., x¹_{n1})が与えられたときの最終層の出力(x³₁, ..., x³_{n1})と教師信号(d₁, ..., d_{n3})との2乗誤差を最小化することである。

【0165】出力の2乗誤差は次式で定義される。

【0166】

【数6】

$$E = 1/2 \sum_{i=1}^{n_3} (x^3_i - d_i)^2$$

【0167】最終層の出力誤差の出力に関する微分は

【0168】

【数7】

$$\partial E / \partial x^3_i = x^3_i - d_i$$

【0169】となり、これはこの層での出力誤差に一致

する。同様に中間層の出力誤差の勾配は

【0170】

【数8】

習を行うことが出来て、結合行列の変化量は

【0172】

$$\Delta w_{ij} = -\mu \partial E / \partial w_{ij}$$

【数9】

$$\begin{aligned} &= \mu \partial E / \partial x_i \quad \partial x_i / \partial u_i \quad \partial u_i / \partial w_{ij} \\ &= \mu \partial E / \partial x_i \quad (u_i) x_i^{-1} \quad \dots\dots (6) \end{aligned}$$

【0173】入力を与えられると、(5)式に従って計算を進めて、最終的に得られた結果を教師信号と比較し、誤差を最小化するために(6)式に従って結合係数の修正を(5)式とは逆に出力層から入力層に向かって進める。このように2乗誤差の最小化を図るために結合誤差の修正が逆方向に伝播するために、このタイプのニューラルネットワークはバックプロパゲーション型と呼ばれる。

【0174】空き容量の予測をこのニューラルネットワークで実行するためには、図50のように、入力ベクトル (x^1_1, \dots, x^1_{n1}) として該当する任意のノード間の負荷を任意の時間 Δt で区切って測定した値を与え、教師信号として該当するノード間の実際の負荷を与え、ネットワークの出力値と教師信号との誤差を最小にするようにネットワークを学習させる。そして、十分な回数学習を繰り返したのち、出力値を予測値として採用する。

【0175】図51は学習が終了したニューラルネットワークを用いて、空き容量の予測を行う予測フェーズにおけるニューラルネットワークの入力データと出力値、すなわち予測データの説明図であり、図52は予測フェーズにおけるニューラルネットワークの動作説明図である。これらの図において、複数の時点における1つのリンクの空き容量の値が入力層ユニットに入力され、現在から数時点後までのそのリンクの空き容量の予測値が出力されるが、本実施例においてはこの複数の予測値のうち現在の時点から最も近い時点の値が、予測値として図46のステップS93における変数 f_r に代入される。

【0176】以上の説明においては、図29で説明したように通信経路の終点のノードから始点のノードに向かって情報パケットを送る動作を全ての通信経路に対応して行うものとしたが、通信経路が重複し、他の通信経路の中に完全に含まれるようなものと、この情報パケットは冗長なものとなる。図53はこの情報パケットの冗長性の説明図である。同図左側に示すように、3つの情報パケットがそれぞれノード6から1に向かって、ノード6からノード1を経由し、ノード2に向かって、またノード5からノード6、1を経由してノード2に向かって送られると、ノード2からノード1に向かう出力リンクに対しては2つの情報パケットが、またノード1からノード6に向かう出力リンクに対しては3つの情報パケットが送られることになる。この情報パケットに格納される各出力リンクの空き容量は、複数の経路が重複している場合には、物理伝送リンクの容量から重複して

定義されている仮想パスの使用している容量の合計を差し引いた値であり、重複する情報パケットに対して共通の値となるので、このように3つの情報パケットを送ることは通信網の通信効率を低める原因ともなるので、図53の右側に示すようにノード5からノード6、1を経由してノード2に向かう情報パケットのみを通信網内で送ることにより、全てのノードは各出力リンクの空き容量を知ることが可能となる。

【0177】図54および図55は、このように他の通信経路に完全に含まれる通信経路に対しては情報パケットを送り出さない、すなわち情報パケットの冗長性を排除する場合の情報パケット処理装置の構成ブロック図である。図54は空き容量を予測しない場合、すなわち図33の構成に対応し、図55は空き容量の予測を行う図43に対応する。

【0178】これらの図において、仮想パスの変更を行うVPトポロジ変更信号の入力に応じて、その仮想パスの冗長性をチェックする冗長性チェック部95が設けられている点と、例えば図54において空き容量テーブルおよびその作成部84が情報追加部82と終端判断部83の間に置かれ、空き容量テーブルおよびその作成部84によって空き容量テーブルが作成された後に情報パケットが終端判断部83に送られ、自ノードがその情報パケットの中継ノードである場合には、その情報パケットは交換機またはクロスコネクト72に送られ、その情報パケットの終点ノードである場合にはそのパケットは廃棄される点のみが異なっている。なお、このように情報パケットの中継ノードにおいても空き容量テーブルおよびその作成部によって空き容量テーブルが作成される理由は、図53で説明したノード1のように通信経路の始点のノードにおいてもその経路に対応する情報パケットが送られて来ないことがあるために、ノード5から送り出された情報パケットを受け取った時点で、その情報パケットに格納されている空き容量のデータのうち必要な空き容量データをテーブルに格納し、容量変更の可否判定に用いるためである。

【0179】図53で説明した冗長性は、前述の図35のVP候補群テーブルにおける冗長性フラグの値を用いて表現される。図56はこの冗長性フラグの説明図である。同図(a)に示すように、ノード4からノード1に向かう仮想パス(VPI102)は、ノード5からノード4を経由してノード1に向かう仮想パスに完全に含まれる。そこで同図(b)に示すように、ノード4の内部に設けられるVP候補群テーブルではVPIとして'10

2'を持つ仮想パスに対して冗長性フラグの値は'1'とされ、'132'のVPIを持つ仮想パスに対しては'0'とされる。

【0180】図57は図53で説明したように、冗長性を避ける場合の情報パケット送出処理、すなわち図54または図55の情報パケット作成部80による処理のフローチャートである。同図は図34とほぼ同様であるが、ステップS52とS53との間でVP候補群テーブルの3番目の欄に格納されている冗長性フラグが'1'であるか否かがS97で判定され、'1'である場合にはその仮想パスに対しては情報パケットを送り出す必要がないので、ステップS56でiの値がインクリメントされて、S52以降の処理が繰り返される点が異なっている。

【0181】図58はある特定のVPIを持つ仮想パスが与えられた時に、その仮想パスが他の仮想パスに完全に含まれているか、すなわち冗長性フラグを'1'とすべきか否かを調べる処理のフローチャートである。同図を図47のVP経路テーブルの格納例を用いて説明する。

【0182】図58においてiとjおよびkの値が'1'とされた後に処理が開始され、ステップS100でまず図47で第1行目のVPIに対する経路情報の第1番目のノード識別子が'0'であるか否かが判定される。この値が'0'である時には、このテーブルには実質的な経路情報が全く格納されていないことになる。このテーブルは通信網内に設定されている全ての仮想パスに対するデータを収容しており、このテーブルに実質的なデータが全く格納されていない場合には、当然冗長性フラグは対象とするVPIに対してS101で'0'とされ、処理が終了する。

【0183】それに対して第1番目の識別子が'0'でない時には、ステップS102でその識別子の値、ここでは'6'が対象とするVPIに対応する経路情報の第1番目のノード識別子と一致するか否かが判定される。ここで冗長性を調べる対象としてVP経路テーブルの第2行のVPI=5のパスを考えると、その1番目のノード識別子は'2'であり、前述の'6'とは一致しないので、S103でjの値がインクリメントされ、S104の処理に移行する。

【0184】ステップS104ではiによって指定される行、ここでは第1行の次の位置の経路情報が'0'であるか否かが判定される。ここではそのノード識別子は'4'であり、'0'ではないので、S102以降の処理が繰り返される。このループでは、まず第1行の経路情報に含まれるノード識別子のうちで、冗長性を調べる対象としての第2行の1番目のノード識別子'2'と一致するものが出てくるか否かが調べられている。第1行にはノード識別子'2'は存在しないため、経路情報の6番目の'0'がステップS104で検出された時点

で、第1行に対する処理は終了し、S105でiの値がインクリメントされ、第2行以降に対してS100からの処理が繰り返される。但し、ここでは冗長性を調べる対象のVPI=5が第2行であるので、当然第2行に対する処理は省略され、第3行以降に対してS100以降の処理が繰り返される。

【0185】第3行に対する処理において、j=3となった時点でVPI=5に対する経路情報の第1番目のノード識別子'2'と第3行における3番目のノード識別子が一致し、この時点でステップS106の処理に移行する。

【0186】ステップS106においては、VPI=5に対する次のノード識別子、ここでは'5'と経路の始点が含まれているVPI=4の経路におけるそのノードの次の識別子、ここでは'5'とが一致するか否かが判定される。すなわち、ここではk=1であり、VPI=5に対する経路情報の2番目の値とVPI=4に対する経路情報の4番目の値とが比較される。ここではこれらの値は一致し、S107においてkの値がインクリメントされ、S108の処理に移行する。

【0187】S108においては、冗長性を調べる対象としてのVPIに対する経路情報のk+1番目の値が'0'であるか否かが判定される。この判定はその仮想パスがそこで終了しているか否かを判定していることに相当する。ここではkの値は'2'であり、判別すべき経路情報の値は'6'であるために、S106以降の処理が繰り返される。

【0188】図47においては、冗長性調査対象としてのVPI=5の経路情報である2, 5, 6, 3, 1は第3行の経路情報の中に完全に含まれており、ステップS108でVPI=5に対する経路情報の値が'0'となるまで、S106~S108までのループの処理が繰り返される。S108で経路情報の値として'0'が検出された時点で、VPI=5の仮想パスはVPI=4の仮想パスに完全に含まれることが分かるので、ステップS109でこのVPIに対する冗長性フラグが'1'とされて処理を終了する。

【0189】これに対して、ステップS102で冗長性調査対象としてのVPIに対する経路情報の第1番目の値が、他の経路情報、例えば第4行のVPI=6の経路情報内に見つかっても、S106からS108までのループを回っている間に経路情報の値に一致しないものがあること、ここでは'3'と'7'が一致しないことがS106で見つかった時点で、冗長性調査対象としての仮想パスは第4行の仮想パスとはパスの一部を共有するだけに過ぎないことが判定され、S105でiの値がインクリメントされて、その次の行に対する冗長性判定処理がS100から繰り返される。そしてVP経路テーブルの最終行に至っても冗長であると判定されない場合には、S101でフラグの値が'0'とされ、処理を終了

する。

【0190】

【発明の効果】以上詳細に説明したように、本発明の第1の実施例によれば、物理網と論理網とから構成される通信網において、トラヒック条件と独立して物理網と論理網のトポロジを設計し、物理網の容量はトラヒックの長期需要に合わせて、論理網の容量は実トラヒック要求量に合わせて分離して設計することが可能になる。その結果、簡単な設計手順でトラヒックの長期需要と短期的な要求とにそれぞれ柔軟に対応することができ、トラヒックの変動に対して迅速な対応が可能となり、シンプルで柔軟性のある通信網設計方式を提供することができ

る。

【0191】また第2の実施例によれば、物理伝送リンクの帯域を共用帯域と留保帯域とに分割して管理する帯域分割管理方式と、限定された数の迂回経路を許す限定迂回ルーティング方式を併用することによって、トラヒック変化などに対して簡単な制御アルゴリズムで対応することが可能となり、負荷が不均衡な場合や、パースト的な負荷に対してもその仮想パスを効率よく収容することができ、伝送効率の向上、および通信網資源の有効利用が実現される。

【0192】更に第3の実施例によれば、各物理伝送リンクの空き容量を示す情報パケットを通信網内で伝送することによって、通信経路の始点のノードにおいて通信網の容量変更要求に対して適切な通信経路を高速に選択することが可能となり、ATM技術の実用化、並びにATM技術を適用した広帯域ISDNの通信品質の高度化に寄与するところが大きい。

【図面の簡単な説明】

【図1】第1の実施例に対する原理構成ブロック図である。

【図2】第2の実施例に対する原理構成ブロック図である。

【図3】第3の実施例に対する原理構成ブロック図である。

【図4】第1の実施例に必要な機能とその相互作用関係を示す図である。

【図5】ATM網の機能配備を示す図である。

【図6】物理網と論理網における接続とリンクの概念及びATM網との対応の説明図である。

【図7】網設計管理センタの構成を示すブロック図である。

【図8】第1の実施例における通信網設計方式の全体処理フローチャートである。

【図9】物理網トポロジ設計処理の詳細フローチャートである。

【図10】4点ノード網の物理網トポロジの例を示す図である。

【図11】6点ノード網の物理網トポロジの例を示す図

である。

【図12】総距離最小の物理網トポロジ選択処理のフローチャートである。

【図13】図10における各ノード間の距離を示す図である。

【図14】ルーティング・テーブルの格納内容の例を示す図である。

【図15】単一メディアに対応する物理伝送リンクの所要帯域を説明する図である。

【図16】マルチメディアに対応する物理伝送リンクの所要帯域を説明する図である。

【図17】ATM交換機機能配備を示す図である。

【図18】呼損率検出処理のフローチャートである。

【図19】ウィンドウ制御によるUPC機能の実現方法の説明図である。

【図20】第2の実施例における通信ノードの構成を示すブロック図である。

【図21】第2の実施例における帯域管理方式の概念を説明する図である。

【図22】第2の実施例における迂回ルーティングの概念を説明する図である。

【図23】帯域管理部が有する帯域管理テーブルの例を示す図である。

【図24】受付可否判定部の動作を説明するフローチャート（迂回を許さない場合）である。

【図25】受付可否判定部の動作を説明するフローチャート（迂回を許す場合）である。

【図26】図22におけるノード間の距離を示す図である。

【図27】物理伝送距離が短い物理伝送コネクションの選択法を説明する図である。

【図28】物理伝送リンク数が少ない物理伝送コネクションの選択法を説明する図である。

【図29】第3の実施例における情報パケット転送方法の説明図である。

【図30】情報パケットのフォーマット例を示す図である。

【図31】第3の実施例におけるリンク空き容量予測方法の説明図である。

【図32】第3の実施例における通信ノードの全体構成を示すブロック図である。

【図33】情報パケット処理装置の詳細構成を示すブロック図である。

【図34】情報パケット送出処理の詳細フローチャートである。

【図35】VP候補群テーブル（VP lists）の格納内容を説明する図である。

【図36】ATM網における情報パケット（inf）のフォーマットを示す図である。

【図37】中継ノードにおける情報パケット中継処理の

全体フローチャートである。

【図38】中継ノードにおける情報追加処理の詳細フローチャートである。

【図39】自ノード空き容量テーブル (OUT free) の格納内容を示す図である。

【図40】情報パケット受け取りノードにおける処理のフローチャートである。

【図41】空き容量テーブル (free(st)(dt)) の例を示す図である。

【図42】空き容量の変化履歴を説明する図である。 10

【図43】容量変化予測を行う情報パケット処理装置の詳細構成を示すブロック図である。

【図44】容量変化予測を行う場合の情報パケット受け取りノードにおける処理のフローチャートである。

【図45】空き容量履歴テーブルの例を示す図である。

【図46】通信容量変更要求に対する可否判定処理の詳細フローチャートである。

【図47】VP経路テーブル (VP route) の格納内容を説明する図である。

【図48】空き容量の線型予測を説明する図である。 20

【図49】学習フェーズにおけるニューラルネットワークの動作を説明する図である。

【図50】学習フェーズにおけるニューラルネットワークに対する入力データと教師信号の与え方を説明する図である。

【図51】予測フェーズにおけるニューラルネットワークに対する入力データと出力値 (予測データ) とを説明する図である。

【図52】予測フェーズにおけるニューラルネットワークの動作を説明する図である。 30

【図53】情報パケットの冗長性を説明する図である。

【図54】情報パケットの冗長性を排除する情報パケット処理装置の詳細構成を示すブロック図である。

【図55】情報パケットの冗長性を排除し、容量変化予測を行う情報パケット処理装置の詳細構成を示すブロック図である。

【図56】VP候補群テーブル (VP lists) における冗長性フラグを説明する図である。

【図57】冗長性を排除した情報パケット送出処理の詳細フローチャートである。 40

【図58】あるVP I に対する冗長性判定処理の詳細フローチャートである。

【符号の説明】

- 1 物理ネットワーク設計手段
- 2 論理ネットワーク設計手段
- 3 物理ネットワーク容量設定手段
- 4 論理ネットワーク容量設定手段
- 5 帯域管理手段

6

7

8

9

10

11

12

13

14

15

16

17

18

21

22

23

24

25

26

27

28

30

31

32

33, 34

35, 36

51, 66

52, 68

54, 65

58, 59

63

64

67

69

71

80

81

82

83

84

85

86

87

88

89

91

92

95

通信経路接続要求受付可否判定手段

迂回経路候補登録手段

情報パケット送出手段

空き容量情報追加手段

容量変化判定手段

論理網

物理網

制御網

仮想バス

交換機

物理伝送リンク

クロスコネク

網設計管理センタ

物理ネットワーク設計部

論理ネットワーク設計部

物理ネットワーク容量設定部

論理ネットワーク容量設定部

トラヒック長期需要入力部

実トラヒック要求入力部

トラヒック長期需要変化検出部

実トラヒック要求変動検出部

端末

回線設計部

回線制御部

信号処理部

データベース

自己ルーティングスイッチ

ルーティングテーブル

流量監視部

計数部

帯域管理部

受付可否判定部

出力回線バッファ

選択部

情報パケット処理装置

情報パケット作成部

情報パケット判断部

情報追加部

終端判断部

空き容量テーブルおよびその作成部

容量変更判定部

自ノード容量管理部

VP経路テーブル

VP候補群テーブル

内部時計

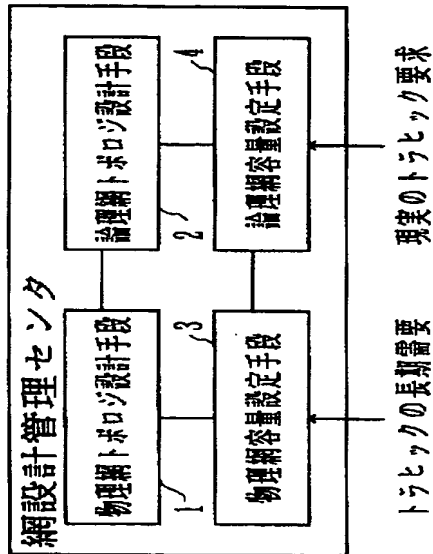
空き容量履歴テーブルおよびその作成部

容量変化予測部

冗長性チェック部

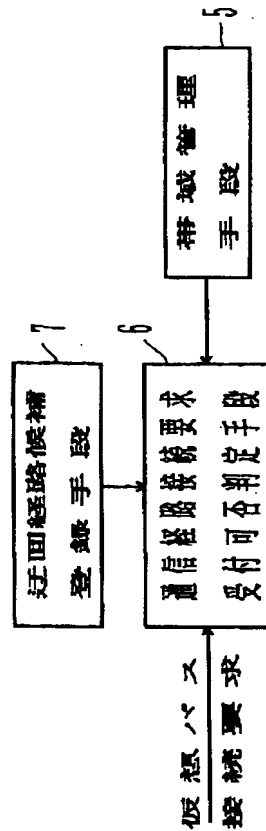
【図 1】

第 1 の実施例に対する
原理構成ブロック図

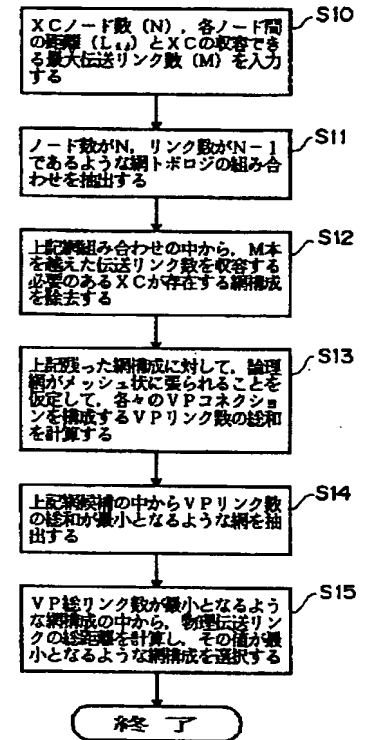


【図 2】

第 2 の実施例に対する原理構成ブロック図 物理網トポロジ設計処理の詳細フローチャート



【図 9】

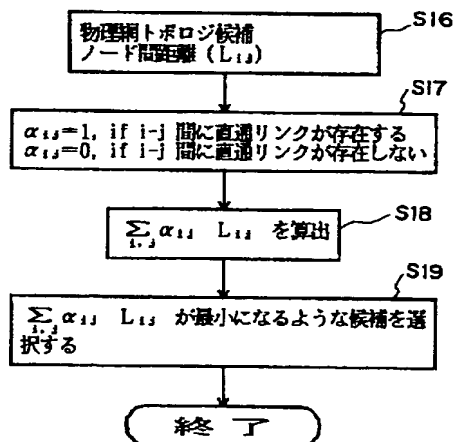


【図 14】

ルーティングテーブルの格納内容の例を示す図

【図 12】

総距離最小の物理網トポロジ選択処理のフローチャート図 10 における各ノード間の距離を示す図



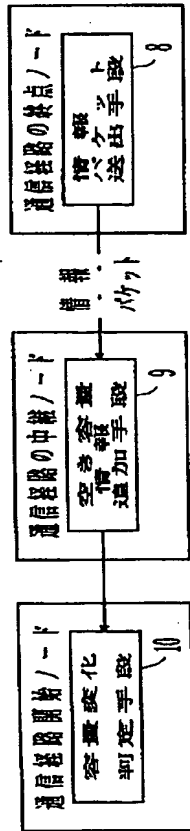
【図 13】

	距離 (L _{ij})
A-B間	5 km
A-C間	4 km
A-D間	2 km
B-C間	11 km
B-D間	8 km
C-D間	5 km

宛先ノード番号	バス上の次のノード番号	仮想バス識別番号	仮想バス容量
2	2	110	0
3	2	052	0
4	3	365	0
5	2	152	0
...

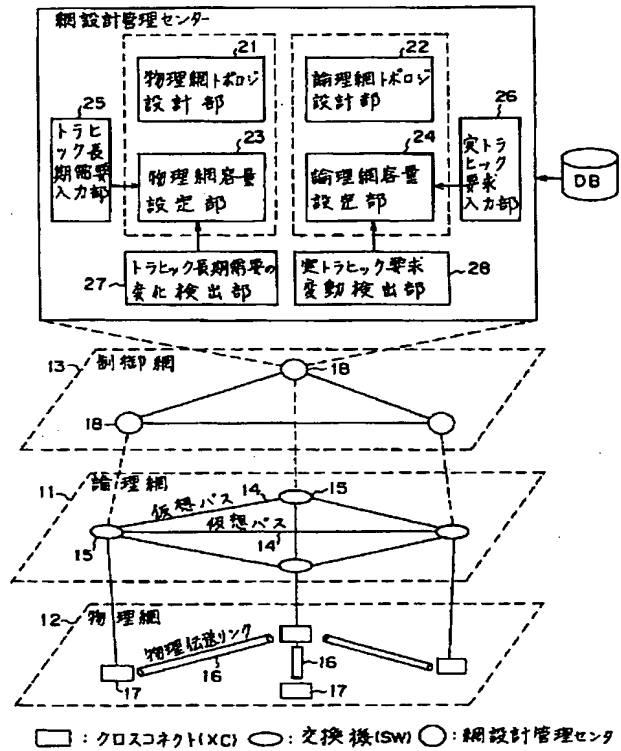
【図3】

第3の実施例に対する原理構成ブロック図



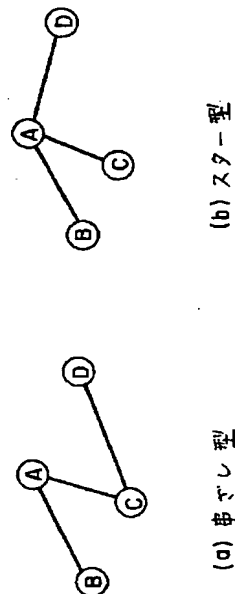
【図4】

第1の実施例に必要な機能とその相互作用関係を示す図



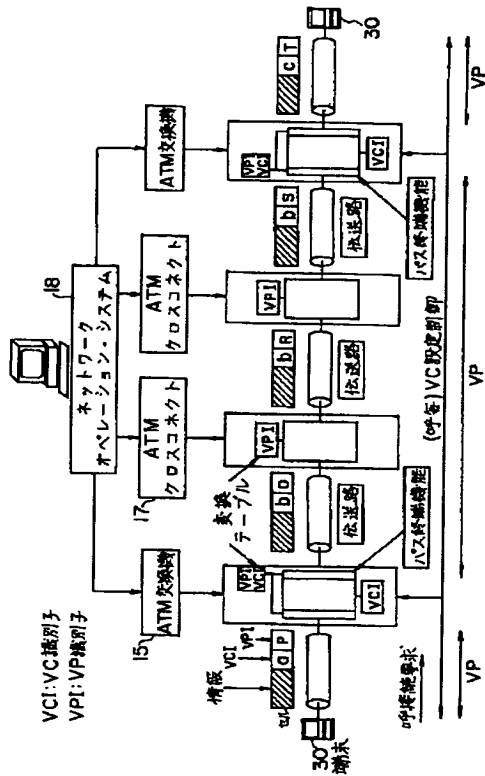
【図10】

4点ノード網の物理網トポロジの例を示す図



【図5】

ATM網の機能配備を示す図

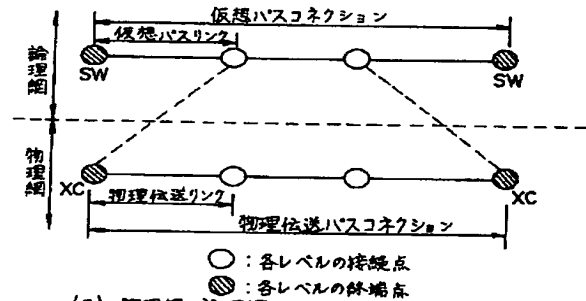


【図26】

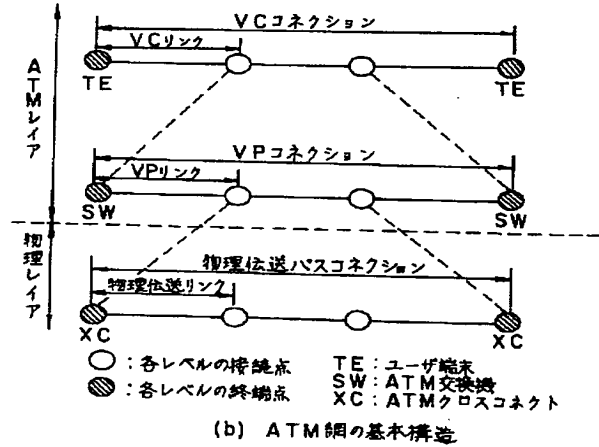
図22におけるノード間の距離を示す図

	距離 (Km)
A-B	10
A-C	5
A-D	4
A-E	2
B-C	10
B-D	12
B-E	13
C-D	4
C-E	5
D-E	3

【図6】

物理網と論理網におけるコネクションリンクの概念
及びATM網への対応の説明図

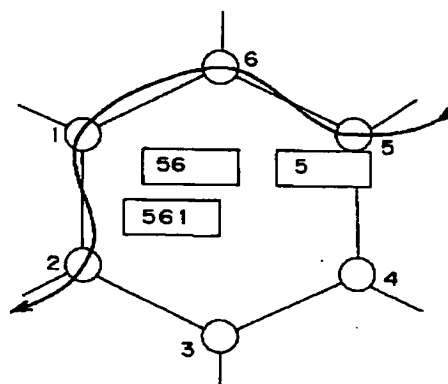
(a) 物理網と論理網におけるコネクションリンクの概念



(b) ATM網の基本構造

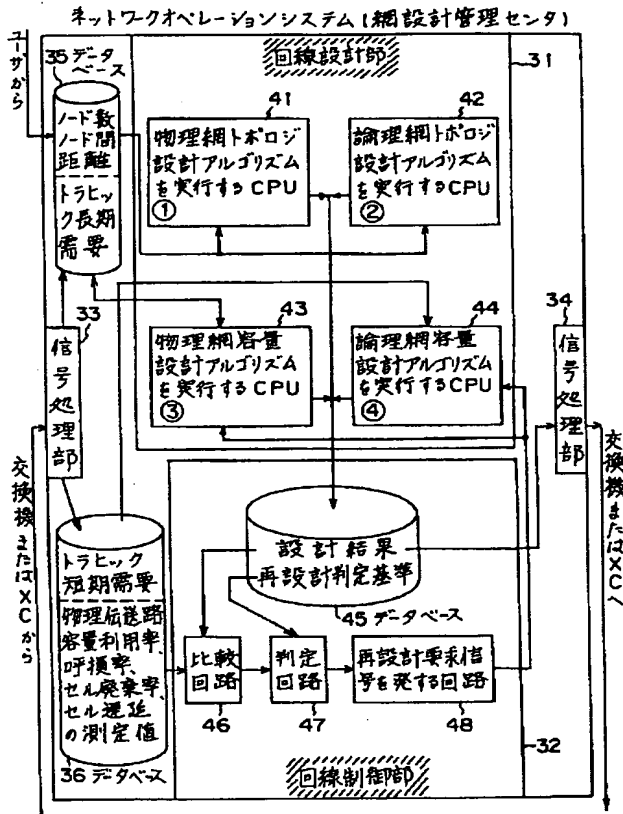
【図29】

第3の実施例における情報パケット転送方法の説明図



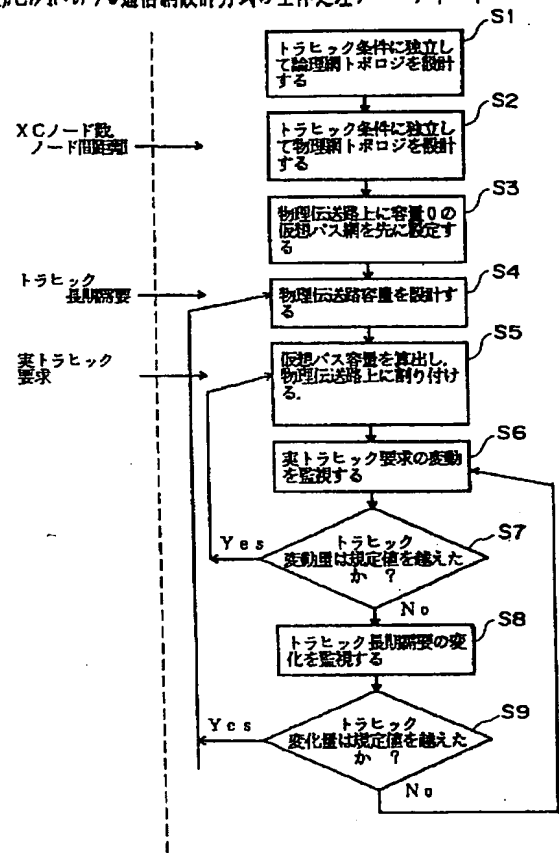
【図7】

網設計管理センタの構成を示すブロック図



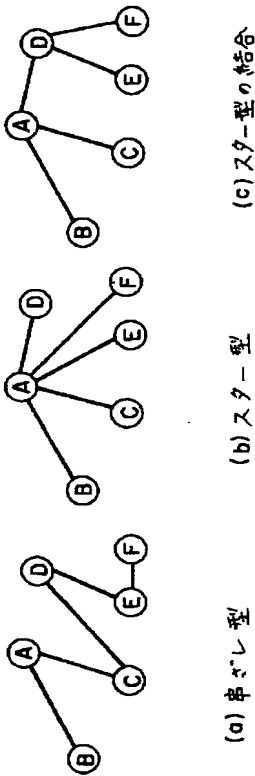
【図8】

第1の実施例における通信網設計方式の全体処理フローチャート



【図11】

6点ノード網の物理ネットトポロジの例を示す図



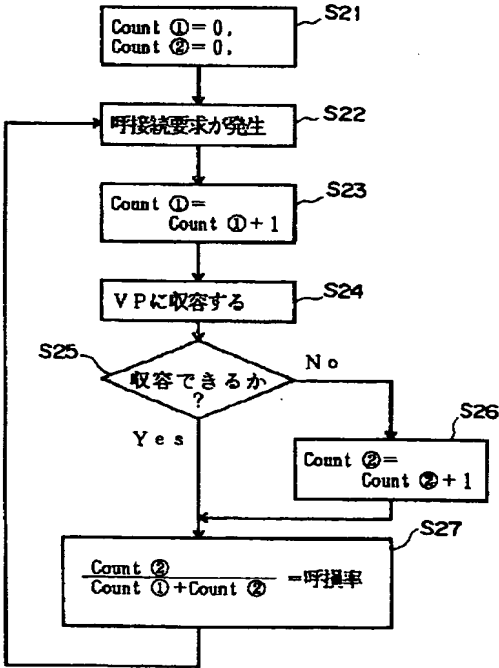
【図15】

単一メディアに対応する物理伝送リンクの
所要帯域を説明する図

	呼損[erl]	ピーク帯域	要求品質(呼損率)	所要帯域
A-B間	2.0	10kb/s	10^{-3}	80kb/s
A-C間	2.5	10kb/s	10^{-3}	90kb/s
A-D間	0.3	30kb/s	10^{-3}	90kb/s
B-C間	3.0	6kb/s	10^{-3}	48kb/s
B-D間	0.2	30kb/s	10^{-3}	150kb/s
C-D間	0.8	20kb/s	10^{-3}	80kb/s

【図18】

呼損率検出処理のフローチャート



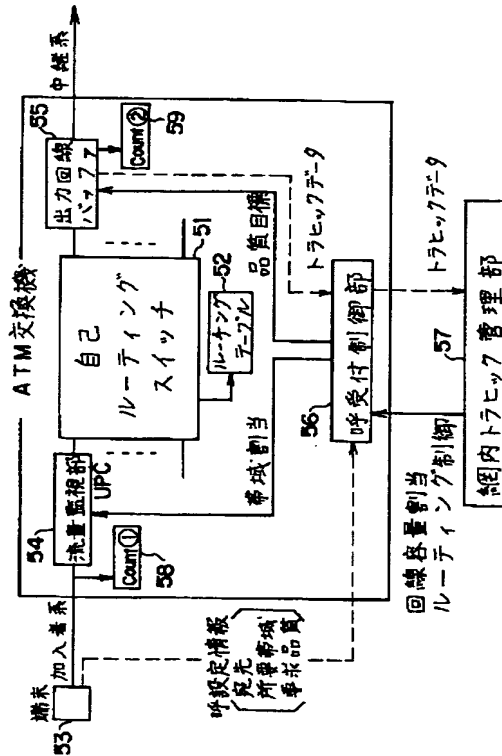
【図16】

マルチメディアに対応する物理伝送リンクの
所要帯域を説明する図

i-j	メディア	呼量 a_{ij}	ピーク帯域 P_{ij}	許容呼損率 B_{ij}	所要帯域 BW_{ij}
A-B	メディア1	10erl	6.4 kb/s	10^{-3}	90.8 Mb/s
	メディア2	0.1erl	3.0 Mb/s	10^{-3}	
A-C	メディア1	10erl	6.4 kb/s	10^{-3}	61.2 Mb/s
	メディア2	0.04erl	3.0 Mb/s	10^{-3}	
A-D	メディア1	70erl	6.4 kb/s	10^{-3}	34.8 Mb/s
	メディア2	0.1erl	1.0 Mb/s	10^{-3}	
B-C	メディア1	50erl	6.4 kb/s	10^{-3}	93.5 Mb/s
	メディア2	0.1erl	3.0 Mb/s	10^{-3}	
B-D	メディア1	30erl	6.4 kb/s	10^{-3}	102.3 Mb/s
	メディア2	3erl	1.0 Mb/s	10^{-3}	
C-D	メディア1	30erl	6.4 kb/s	10^{-3}	62.5 Mb/s
	メディア2	0.02erl	3.0 Mb/s	10^{-3}	

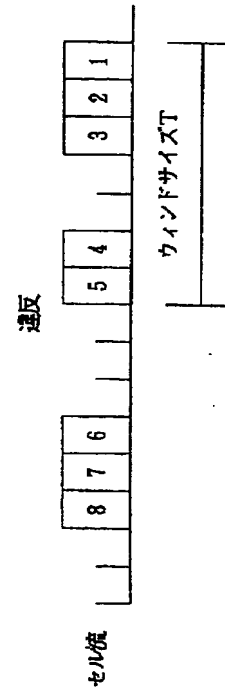
【図 17】

ATM交換機能配備を示す図



【図 19】

ウィンドウ制御によるUPC機能の実現法の説明図

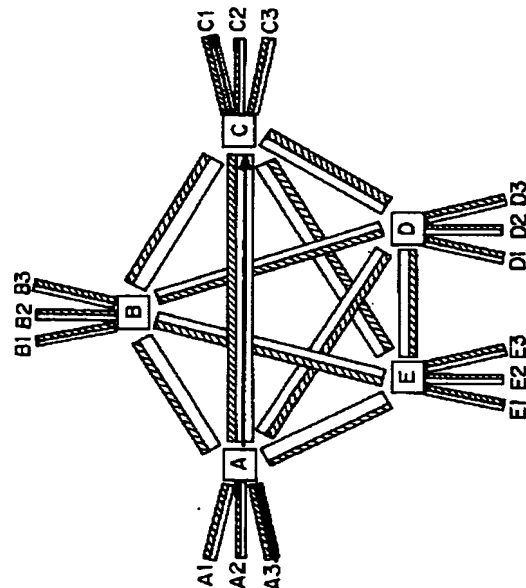
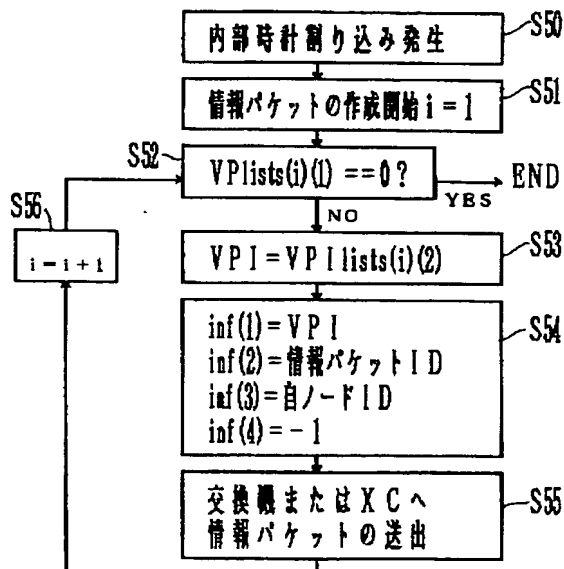


【図 21】

第2の実施例における帯域管理方式の概念を説明する図

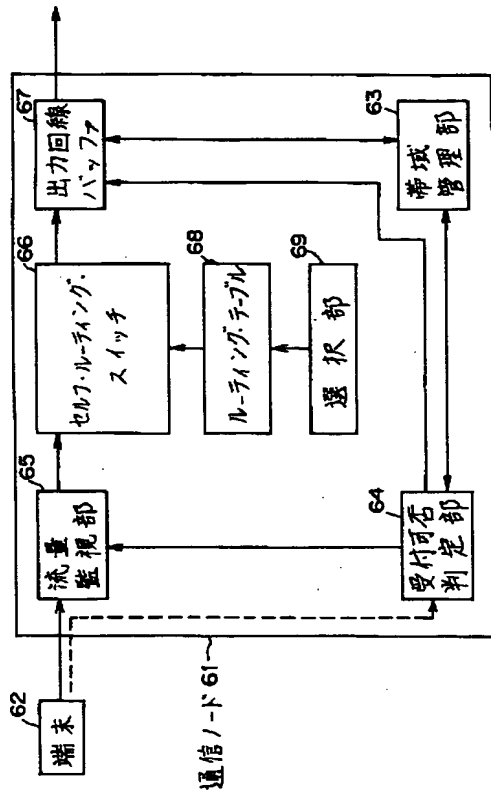
【図 34】

情報パケット送出処理の詳細フローチャート



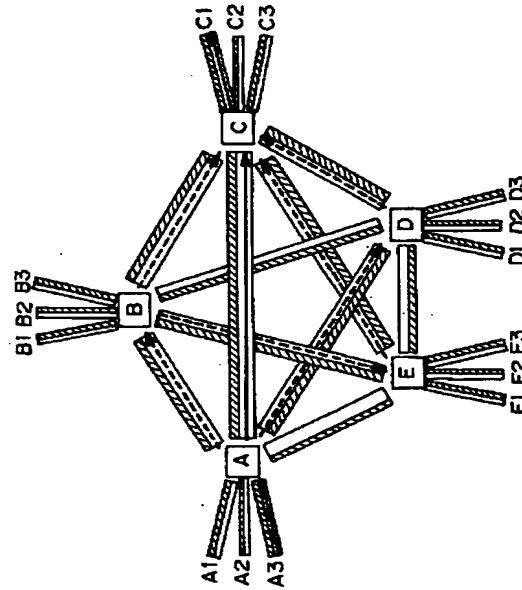
【図20】

第2の実施例における通信ノードの構成を示すブロック図



【図22】

第2の実施例における迂回ルーティングの概念を説明する図



【図27】

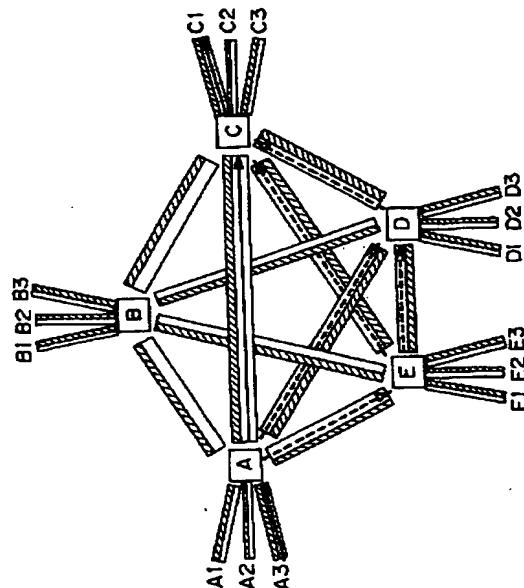
物理伝送距離が短い物理伝送接続の選択法を説明する図

【図35】

VP候補群テーブル (VP lists) の格納内容を説明する図

1	2	3
目的ノード	VPI	冗長性フラグ

(自ノード発VPのみ収容)



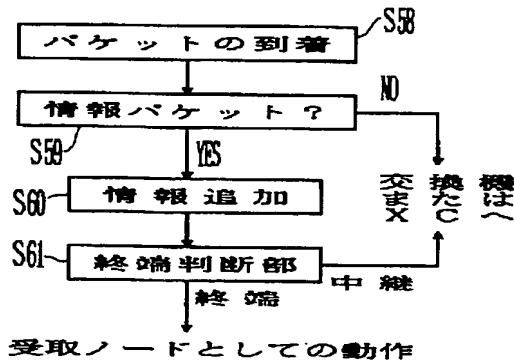
【図 23】

帯域管理部が有る帯域管理テーブルの例を示す図

リンク番号	全帯域容量 Mb/S	帯域容量 Mb/S	帯域容量 Mb/S	使用中の帯域容量		使用可能な帯域容量	
				共用帯域 Mb/S	留保帯域 Mb/S	共用帯域 Mb/S	留保帯域 Mb/S
1	600	100	50	300	50	200	50
2	2400	600	400	1200	400	600	200
3	600	200	0	200	0	200	200
4	2400	300	150	1800	150	300	150
5	600	150	150	400	150	50	0
...

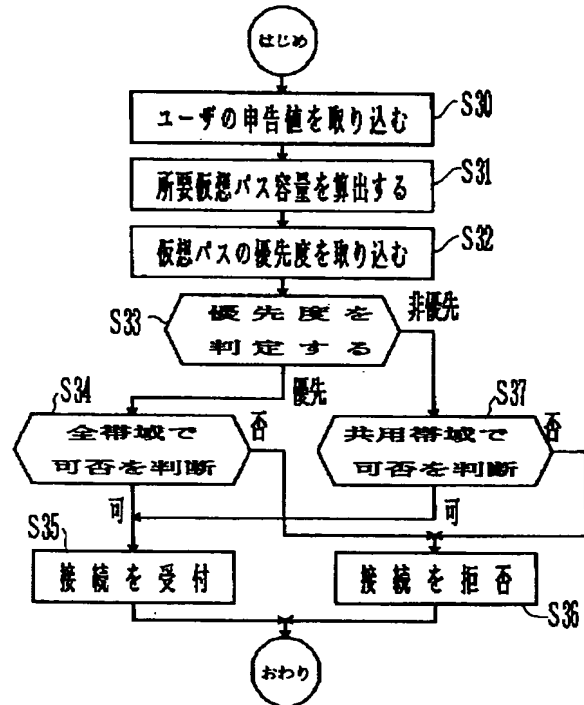
【図 37】

中継ノードにおける情報パケット中継処理の全体フローチャート



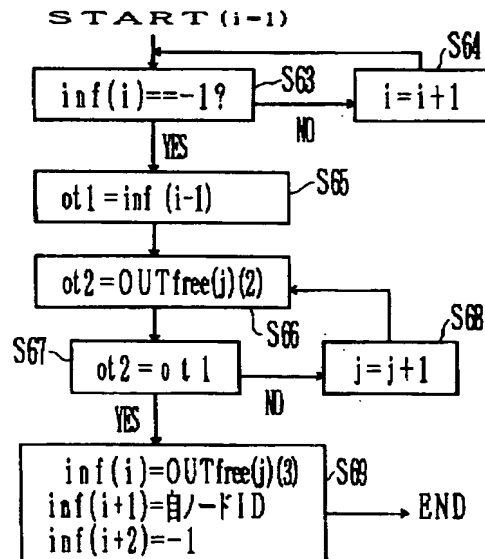
【図 24】

受付可否判定部の動作を説明するフローチャート
(迂回を許さない場合)



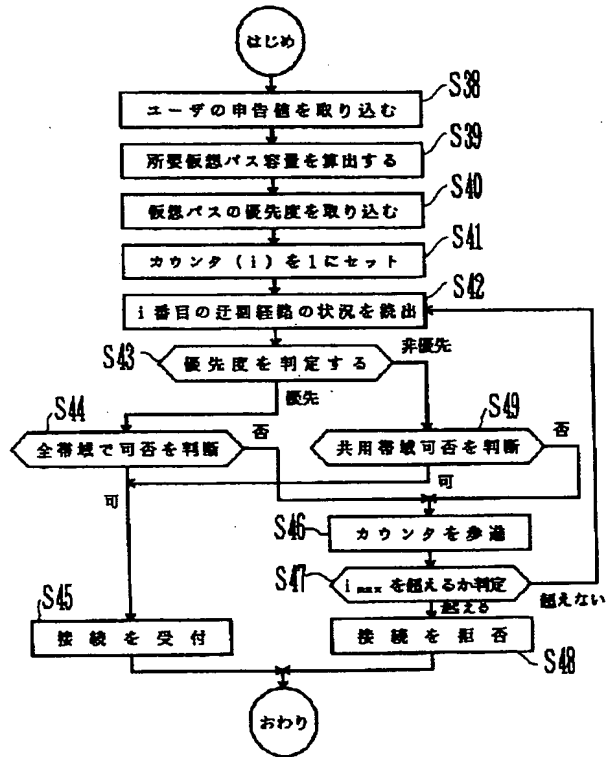
【図 38】

中継ノードにおける情報追加処理の
詳細フローチャート



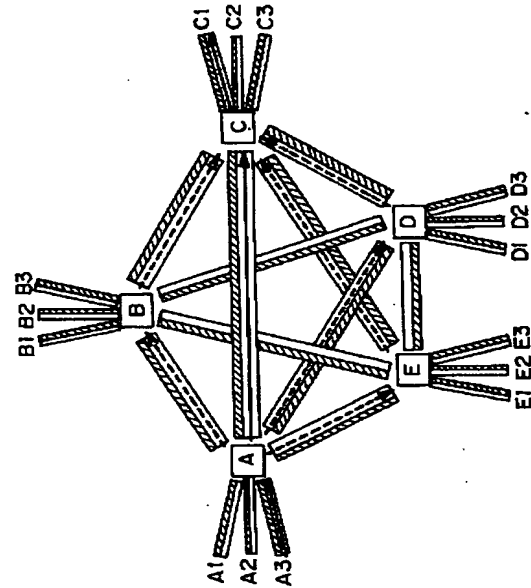
【図25】

受付可否判定部の動作を説明するフローチャート
(迂回を許す場合)



【図28】

物理伝送リンク数が少ない物理伝送コネクションの
選択法を説明する図



【図30】

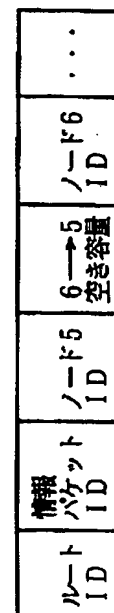
情報パケットのフォーマット例を示す図

【図39】

自ノード空き容量テーブル (OUT Free)
の格納内容を示す図

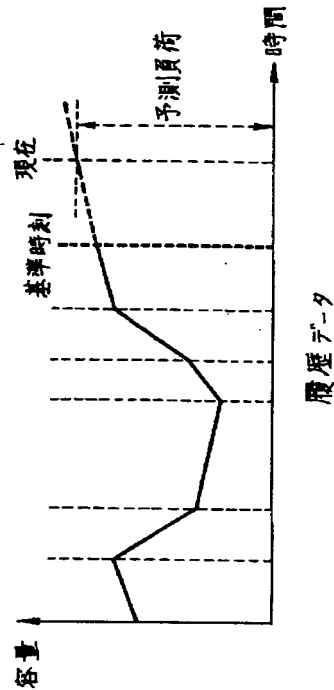
1	2	3
出方路番号	隣接ノード ID	空き帯域
1	18	100
2	22	200

(自ノード発のVPのみ収容)



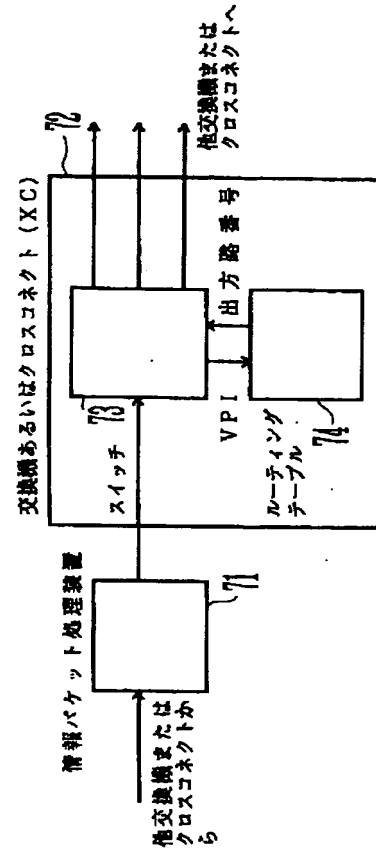
【図 31】

第3の実施例におけるリンク空き容量予測方法の説明図



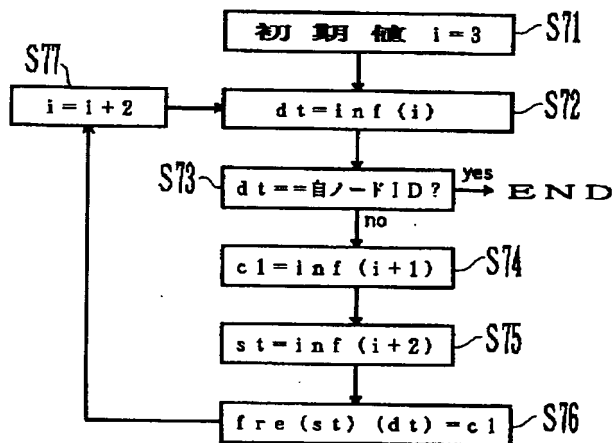
【図 32】

第3の実施例における通信ノードの全体構成を示すブロック図



【図 40】

情報パケット受取ノードにおける処理のフローチャート



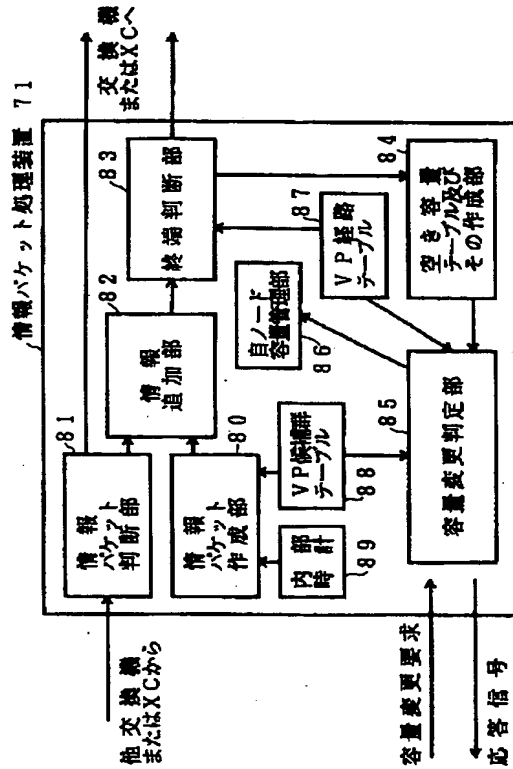
【図 41】

空き容量テーブル (fre (st)(dt))
の例を示す図

dt \ st	1	2	3	4	5
1					
2					
3					
4					
5					

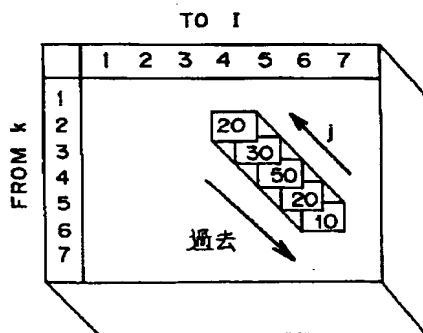
【図 33】

情報パケット処理装置の詳細構成を示すブロック図



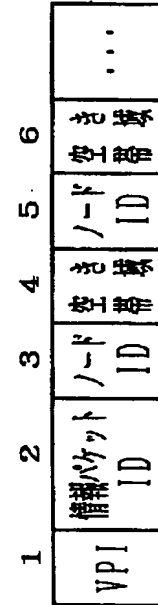
【図 45】

空き容量履歴テーブルの例を示す図



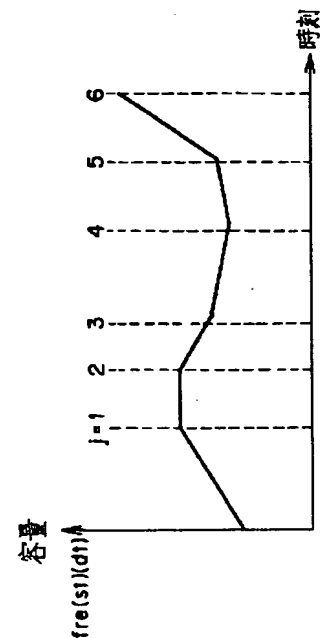
【図 36】

ATM網における情報パケット (inf) のフォーマットを示す図



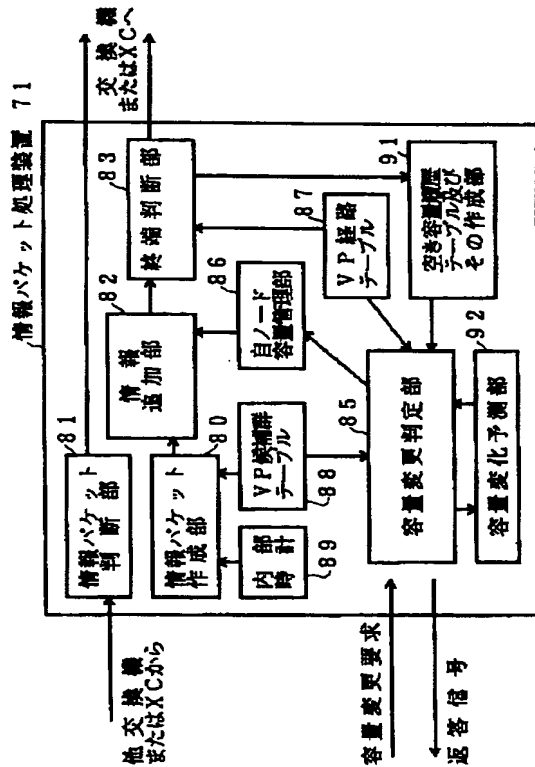
【図 42】

空き容量の変化履歴を説明する図



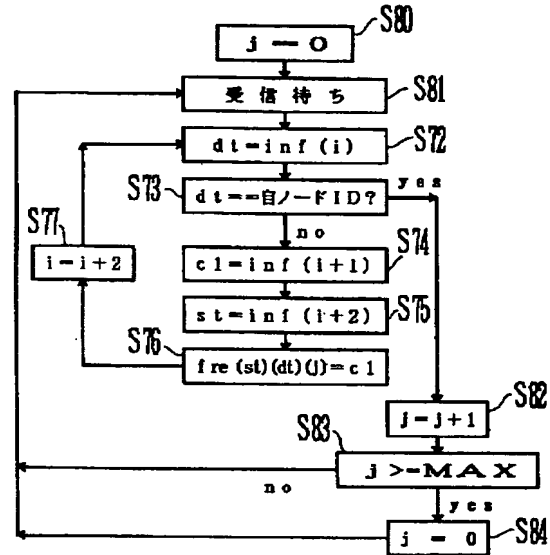
【図 4 3】

容量変化予測を行う情報パケット処理装置の
詳細構成を示すブロック図



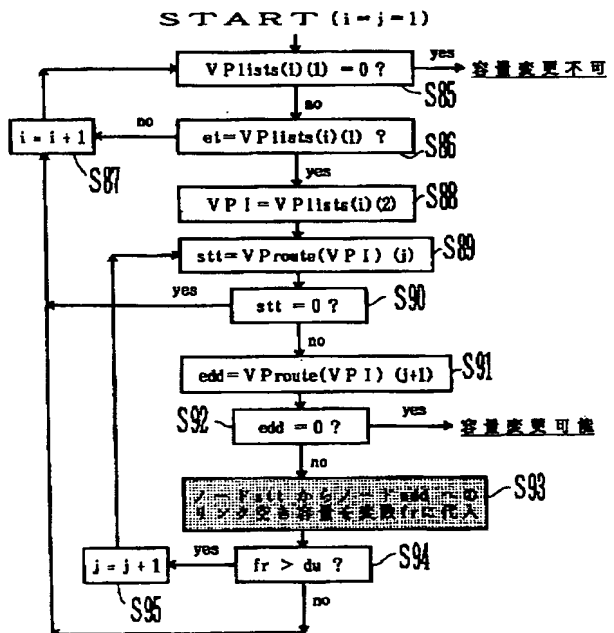
【図 4 4】

容量変化予測を行う場合の情報
パケット受取ノードにおける処理のフローチャート



【図 4 6】

通信容量変更要求に対する可否判定処理の詳細フローチャート



【図 4 7】

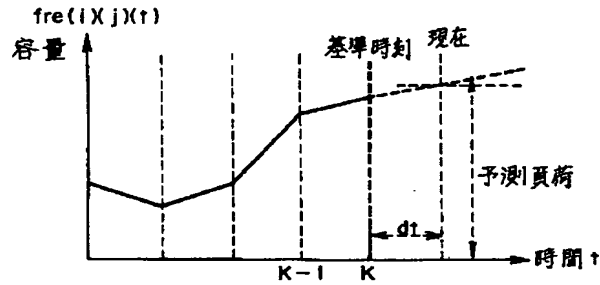
VP経路テーブル (VP route) の
格納内容を説明する図

VP I	経路情報
3	6 4 3 5 1 0
5	2 5 6 3 1 0
4	8 7 2 5 6 3 1 4 0
6	3 2 5 6 7 0

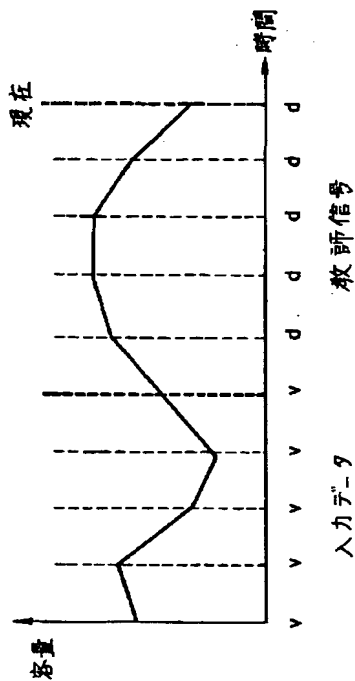
(全 VP を収容)

【図48】

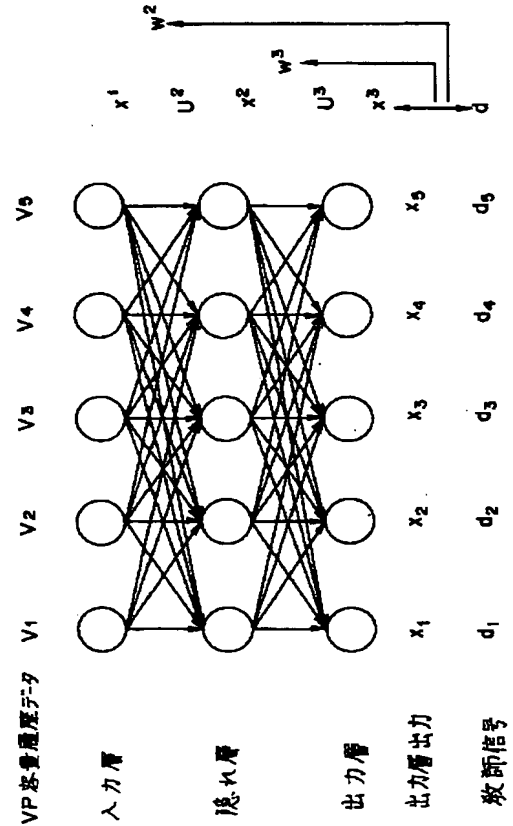
空容量の線型予測を説明する図



【図50】

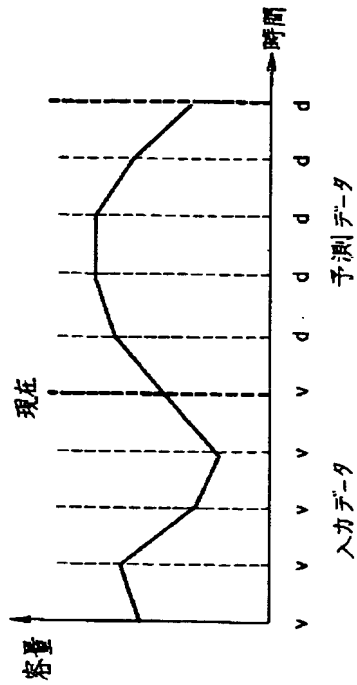
学習フェーズにおけるニューラルネットワークに対する
入力データと教師信号の与え方を説明する図

【図49】

学習フェーズにおけるニューラルネットワークの
動作を説明する図

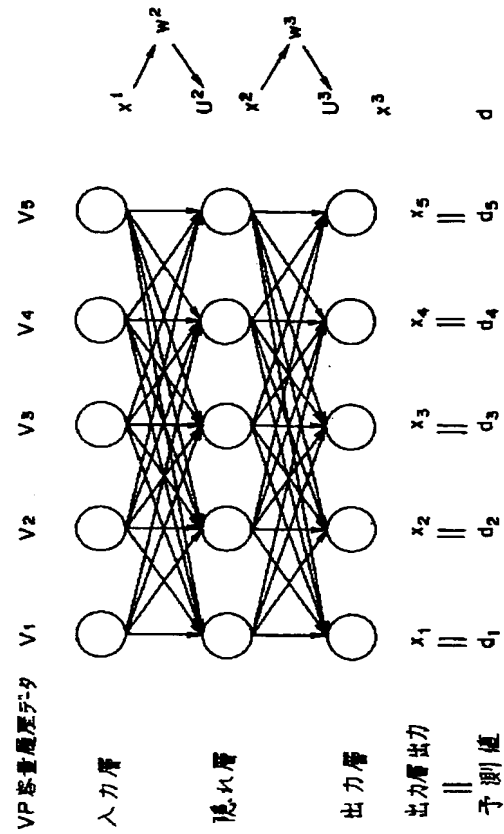
【図 5 1】

予測フェーズにおけるニューラルネットワークに対する
入力データと出力値(予測データ)とを説明する図



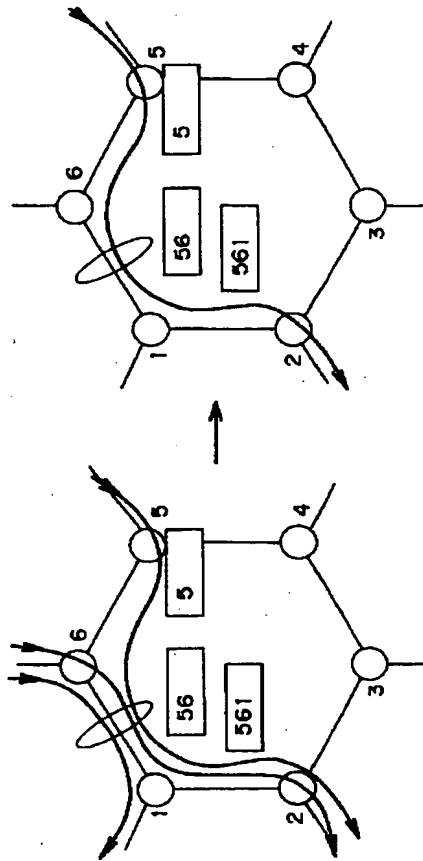
【図 5 2】

予測フェーズにおけるニューラルネットワークの動作を説明する図

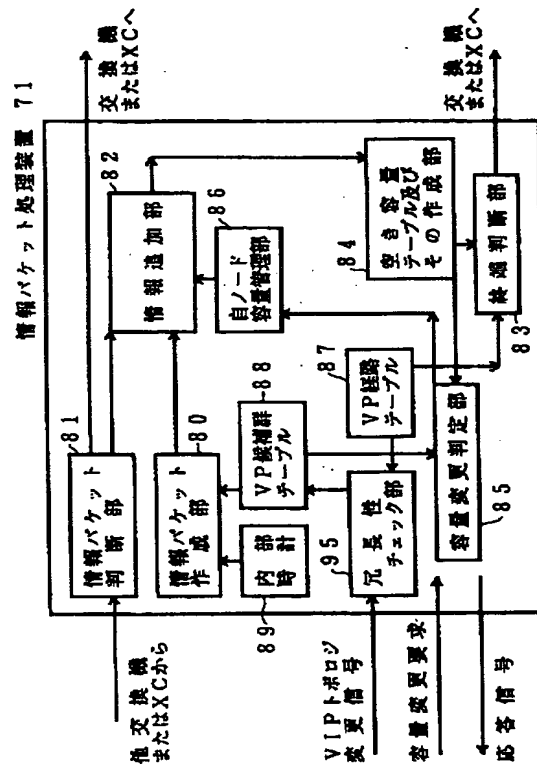


【図 53】

情報パケットの冗長性を説明する図

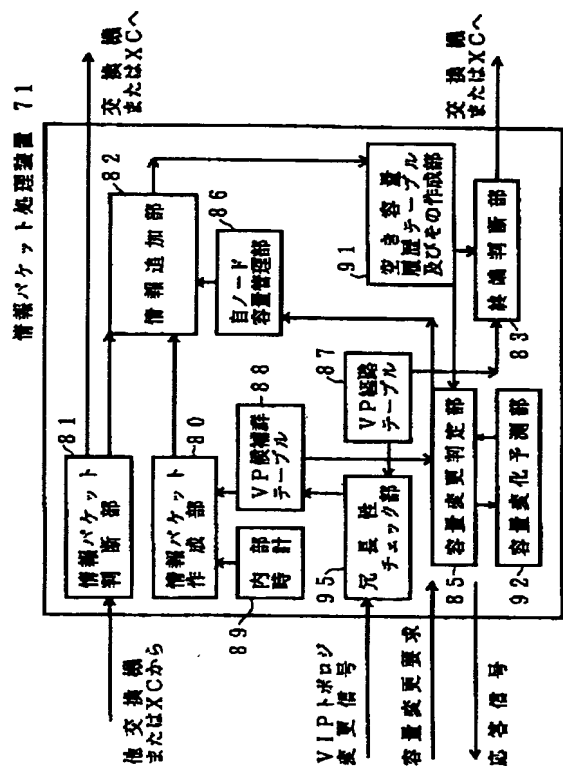


【図 54】

情報パケットの冗長性を排除する情報パケット
処理装置の詳細構成を示すブロック図

【図 5 5】

情報バケットの冗長性を排除し、容量変化予測を行う
情報バケット処理装置の詳細構成を示すブロック図

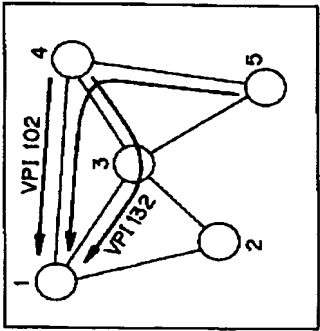


【図 5 6】

VP候補群テーブル (VPlists) における冗長性
フラグを説明する図

宛先ノード	VP1	冗長性フラグ
1	132	0
1	102	1
2	011	0
3	202	1
5	189	0
0	0	0

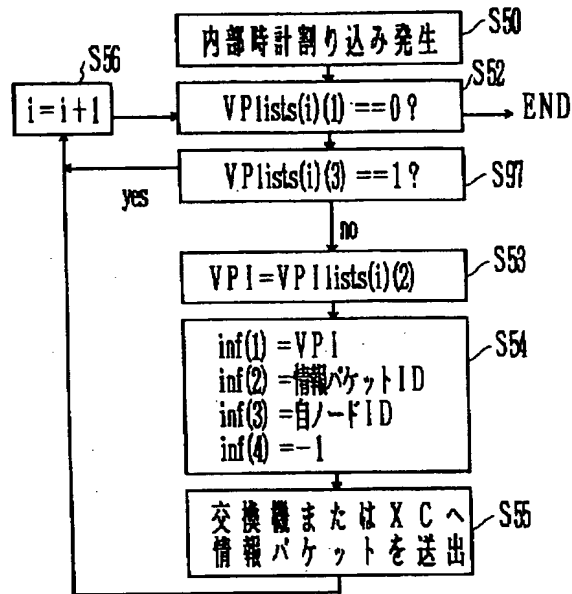
(b) VPlists の例



(a) 実際のネットワークの例

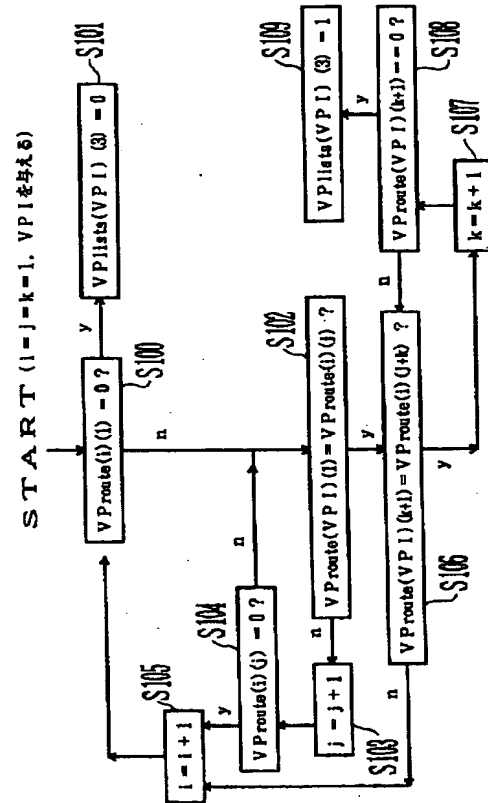
【図 57】

冗長性を排除した情報パケット送出処理の詳細フローチャート



【図 58】

あるVPIに対する冗長性判定処理の詳細フローチャート



THIS PAGE BLANK (USPTO)

*** NOTICES ***

JPO and NCIP are not responsible for any damages caused by the use of this translation.

- 1.This document has been translated by computer. So the translation may not reflect the original precisely.
- 2.*** shows the word which can not be translated.
- 3.In the drawings, any words are not translated.

DETAILED DESCRIPTION

[Detailed Description of the Invention]**[0001]**

[Industrial Application] This invention relates to the design method of the communication network which consists of a physical network and a logic network, and the management method of the designed communication network. By this design method, by designing the topology and capacity of a communication network independently By the management method, the connection request of a virtual path is received for the purpose of enabling it to correspond flexibly and promptly with an easy design procedure to traffic fluctuation etc. It aims at shortening time amount needed for retrieval of the communication path which suits the demand, and choosing as a high speed the virtual path defined between the nodes of the both ends of the communication path to the capacity change request of a communication path, and enabling modification of capacity. [two or more]

[0002]

[Description of the Prior Art] The concept of a logic network was introduced into the ATM network which attracts attention as a ** advanced communications network from the background to which it applies for this invention, ** There is flexibility in the topology of a logic network, and a capacity setup, and it can control independently, respectively, ** It becoming difficult to predict correctly the traffic need held in a communication network and its property, and always changing those values is mentioned as increase of a communication network scale and diversification of communication service progress.

[0003] Therefore, it cannot say that the complicated optimal design based on a specific traffic pattern like before is effective, but the simple and flexible network design method which can respond to various traffic conditions flexibly is required. Moreover, in such a communication network design, since it is necessary to design both a physical network and a logic network, the easiest possible network design technique is desired, taking both functional assignment into consideration.

[0004] In order that the conventional design technique for the communication network which consists of a physical network and a logic network may carry out the optimum design of the logic network previously based on specific traffic conditions and demand quality and might perform the optimal hold design of a physical network based on the result, when traffic conditions and service request quality had fluctuation, it had to improve the above-mentioned design cycle from the beginning, and had the trouble that it cannot respond to traffic fluctuation etc. flexibly.

[0005] Moreover, since the network design itself needed to carry out the optimum design of each topology and capacity of a physical network and a logic network to coincidence, design algorithm became quite complicated and also had the trouble that it could not respond promptly to change of traffic conditions etc.

[0006] Furthermore, there were also the exact prediction of traffic conditions itself and a trouble of it becoming impossible to say that the optimum design technique based on specific traffic conditions itself is effective since it is thought that it becomes difficult with development of information communication technology.

[0007] Next, the conventional technique about the correspondence to the communication link

need in the communication network designed, for example, i.e., a communication-network-management method, is explained. It is decided like a regional center, a primary center, a toll center, and the terminal office that a hierarchy will be the connection node which has only a concept on the conventional communication network and of a physical network, and moreover constitutes a physical network, the primary center was connected to the shape of a star in principle at the regional center, the toll center was connected to the shape of a star at the primary center, the terminal office was connected to the shape of a star in the toll center, and between regional centers was connected to the shape of a mesh. In the cost for constituting communication system, since transmission-line cost was dominant, this configuration agreed for the purpose which reduces transmission-line cost. And since the media which carry information were single, there was little change of amount of information and prediction of traffic volume was also easy media once, it was fully able to respond to communication link need with the above networks.

[0008] Although the need of data transmission and a facsimile transmission had come out, the method of fixing a network for every service also at the stage was comparatively recently taken. They are 64 Kb/s many of whose traffic is the base units of a telephone network although the need of data transmission and a facsimile transmission increased in parallel to digitization of a telephone network and the need of broadband communications, such as a television conference, came out. Since the following services occupy, it sets to N-ISDN, and they are 64 Kb/s. It is designed so that even primary group velocity can be treated at the core.

[0009] However, the demand to a user's communication link is developing the demand of high-speed communication service, such as a communication link between **LANs, a mass file transfer, and HDTV, CATV, the demand in the multimedia communication service from ** single media communication service, the demand to communication service more flexible than **, etc., and the new concept and the communication network of a new function have been needed as an information communication link is widely used in fields, such as social life and an industrial activity.

[0010] On the other hand, an optical transmission technique progresses and spreads, it is no longer the time when transmission-line cost governs the cost of communication system so that it may be once, and rationalization of a communication link node is becoming an important problem for a communication link entrepreneur from now on.

[0011] ATM which can treat two or more media from which such a demand from both sides is taken into consideration, and a necessary band differs sharply in B-ISDN integrative (Asynchronous Transfer Mode) Adoption of a method is considered and, also internationally, as for the part, criteria are advised.

[0012] There is the following description in this ATM method.

(1) The concept of a virtual path is introduced and a simple and flexible network can be constituted. That is, a communication network consists of a physical network and a logic network, and there is flexibility in the design of a logic network.

(2) A user specifies one out of two or more qualities of service which a network offers, and applies for a communication link (call origination), and a network judges the receptionist propriety of that.

[0013] And prediction of traffic need becomes difficult by multimedia-ization. Therefore, in the communication network which adopted the ATM method, a completely new method is realized to a design and management of a communication network, it is flexible and the thing whose prediction of traffic need is the description of an ATM method in a difficult situation and for which efficient resource management is performed is important.

[0014] For example, it is on management of an ATM network and becoming a big problem is the point whether only one establishes a communication path, for example, a virtual path connection, between the nodes of arbitration within the net, or to allow according to the traffic need over a network, other paths, i.e., detour pass connection.

[0015] When only one does not prepare a virtual path connection, it will correspond by the change in the capacity on a predetermined transmission link, without searching for a new transmission link to change of traffic conditions. This is an effective method from a viewpoint of

the simplicity of a communication network for the large-scale communication network which holds the traffic of multimedia.

[0016] However, the traffic load which will actually join each communication link node if it thinks from the field of network effectiveness is out of balance, and since burst nature exists, the problem that network effectiveness falls without the ability communicating with the problem that the quality of service between different calls becomes unfair even if an opening is in other transmission links for the busy of only a certain transmission link because without a detour transmission link arises.

[0017] On the other hand, if the detour to the transmission path connection in whom all communication links are possible is permitted to the communication link connection request which cannot be held in a predetermined transmission link in order to solve the above-mentioned problem, along with large-scale-izing of a network, a detour transmission path connection's time amount and controlled variable great to selection will be spent, and the problem that it cannot respond to traffic change etc. flexibly conversely will arise.

[0018] Furthermore, also when an alternate route, i.e., a limited number of communication paths, for example, a virtual path, was established between the nodes of arbitration, for example in an ATM network, in order for there to be no most important approach for choosing the communication path with which are satisfied of the change request from two or more communication paths to the channel capacity change request between a certain nodes, for example, to choose an alternate route experientially, there was a trouble referred to as requiring time amount.

[0019] The 1st purpose of this invention is establishing the communication network design method which can respond flexibly and promptly with an easy design procedure about a communication network design method to both fluctuation of the short-term traffic amount required, and change of long-term traffic need.

[0020] The 2nd purpose of invention is offering the communication-network-management method which can shorten time amount needed for retrieval of a detour communication path, storing the lost call rate over the connection request of a virtual path in tolerance, even if a communication network large-scale-izes.

[0021] The 3rd purpose of this invention is offering the communication-network-management method which makes it possible to choose as a high speed the virtual path which can respond to a capacity change request to the channel capacity change request between the nodes of arbitration among two or more virtual paths which exist between the node.

[0022]

[Means for Solving the Problem] Drawing 1 is the principle block diagram of the 1st example for solving the 1st purpose of this invention. This drawing is a principle block diagram of the communication network design method which enables an independent design with the topology of a physical network and a logic network, i.e., a network gestalt, and capacity in the communication network which consists of a physical network and a logic network.

[0023] In drawing 1, the physical network topology design means 1 determines the topology of a physical network independently as the traffic conditions of a communication network, and the logic network topology design means 2 determines the topology of a logic network independently as traffic conditions similarly.

[0024] Moreover, the physical network capacity setting means 3 is given by the long-term need of the traffic of a communication network, for example, a user. It is based on need over a long period of time which was foreseen to the point like ten years or 15 years for a long period of time. The capacity of the physical transmission line within the net [physical] where topology was defined by the physical network topology design means 1 is defined. Furthermore, the logic network capacity setting means 4 defines the capacity of the virtual path logic within the net as which topology was determined by the logic network topology design means 2 based on the peak value of the traffic traffic density notified by the user and transmission speed etc. at the time of the actual traffic demand in a communication network, for example, call origination.

[0025] Drawing 2 is the principle block diagram of the 2nd example for solving the 2nd purpose of this invention. This drawing is a principle block diagram of the CNM method for attaining the

purpose of shortening time amount required for retrieval of the communication path which suits a demand to the 2nd above-mentioned purpose, i.e., the connection request of a virtual path. [0026] In drawing 2, the band management tool 5, the communication-path connection-request reception propriety judging means 6, and the alternate-route candidate registration means 7 are formed in each node in the communication network which consists of a physical network and a logic network. The band management tool 5 divides and manages the band of the physical transmission link from a self-node within the net [physical] to an adjacent node to a common band and a reservation band. A reservation band is a band for making it use it for the high communication link of a priority like the communication link which needs a sex instance like voice or an image, and a common band is a band used regardless of a communicative priority here. [0027] To the connection request of the communication path from which a self-node turns into a ** node, when the priority of the communication link as which the connection was required is low, the communication-path connection-request reception propriety judging means 6 judges reception propriety [as opposed to the connection request] for the sum total of a common band and a reservation band only for the above-mentioned common band, when a priority is high.

[0028] Furthermore, the above-mentioned self-node turns into a ** node, and the alternate-route candidate registration means 7 registers beforehand the candidate of two or more communication paths to a termination node shown in the connection request, i.e., two or more communication paths including an alternate route, and gives the communication-path candidate to the communication-path connection-request reception propriety judging means 6 in the judgment of the receptionist propriety to the above-mentioned communication-path connection request.

[0029] Drawing 3 is the principle block diagram of the 3rd example for solving the 3rd purpose of this invention. The 3rd purpose is making selectable at a high speed the communication path which satisfies a capacity change request among the communication paths by which two or more definitions were carried out as mentioned above between nodes according to the change request of channel capacity, and drawing 3 is the principle block diagram of the CNM method for it.

[0030] In drawing 3, the information packet sending-out means 8 is established in one node used as the terminal point of a communication path among two or more nodes in the communication network which consists of a physical network and a logic network, and the availability information addition means 9 is established in each junction node on the communication path, and the capacity change judging means 10 is further established in the node used as the starting point of a communication path.

[0031] The information packet sending-out means 8 sends out the information packet for telling the availability information on the communication path periodically to the communication path and reverse sense which are set up via the node of arbitration toward the node of the starting point of the communication path. Moreover, the availability information addition means 9 adds the information on the availability in the communication path which goes to the node or the adjoining junction node of the terminal point to the information packet received from the terminal node or the terminal adjoining junction node of a communication path, and sends out the packet to the communication path and reverse sense toward the starting point node of a communication path.

[0032] Furthermore, the capacity change judging means 10 judges the propriety of acceptance of the channel capacity change request of that communication path based on the contents of the information packet sent via each junction node from the node of the terminal point of that communication path, and the communication path with which are satisfied of that change request is chosen to a channel capacity change request according to the judgment result of this capacity change judging means 10.

[0033]

[Function] The topology of a physical network is designed by the physical network topology design means 1 of drawing 1 in the 1st example, and the capacity is set up by the physical network capacity setting means 3. On the other hand, the topology of a logic network is designed by the logic network topology design means 2, and the capacity is set up by the logic network

capacity setting means 4. As a result, the communication network design method as the 1st example is the following (1). - (3) It has three descriptions.

(1) By separating a physical network design and a logic network design, and designing a physical network first, according to the long-term need of traffic, and designing a logic network according to a real traffic demand Since it can respond to the long-term need of traffic, and a temporary demand flexibly, respectively and can respond only by redesign of a physical network and a logic network to those fluctuation, respectively, the flexibility over traffic fluctuation of a network is not only raised, but the network design itself becomes easy.

(2) Next, by dividing the design of a physical network into the topology and capacity design further, designing topology independently on traffic conditions, and designing the capacity over a long period of time [traffic] according to need Physical network topology receives change of need over a long period of time [traffic] while being able to maintain a stable condition, without being influenced by traffic conditions. Since it can respond only by redesign of the capacity, without changing physical network topology, it also becomes possible for a network to deal with such traffic fluctuation promptly with a easier design procedure.

(3) By also dividing the design of a logic network into the topology and capacity design, designing topology independently previously on traffic conditions furthermore, and designing the capacity to at any time according to the real traffic amount required Logic network topology receives a setting demand or change demand of a logical path while being able to maintain a stable condition, without being influenced by a traffic condition and its fluctuation. Complicated routing control is not necessarily needed, but since it can respond, only the design of the capacity is also that a network can be promptly dealt with such traffic fluctuation with a easier design procedure.

[0034] In the 1st example, the topology of a network is designed independently by traffic conditions in the communication network which consists of a physical network and a logic network as mentioned above. Moreover, the capacity of a network is set up according to the long-term need or the actual traffic amount required of traffic.

[0035] In the 2nd example, if it considers as the topology of a communication network, the mesh structure of being the most generous is adopted, and a physical transmission connection's band divides and is managed. Moreover, in selection of a detour communication path, the limited detour routing method with which a limit is added to the number of selectable alternate routes is applied.

[0036] After the flow rate Monitoring Department receives the monitor of whether to be a flow rate as a report to the data from a terminal, for example, by the self routing switch, a virtual path link is determined and commo data is sent out to a trunk line via an output circuit buffer. In the meantime, data, such as the destination of a virtual path, transmission speed, and demand quality, are transmitted to the communication-path connection-request reception propriety judging means 6 from a terminal, and it judges whether the communication-path connection-request reception propriety judging means 6 has the band which can offer the communication link quality which the virtual path requires with reference to the data of the band management tool 5, and determines whether receive the connection request of the virtual path.

[0037] In the 3rd example, an information packet is periodically created by the node of the terminal point of each communication path defined within the communication network, and it is sent out towards the node of the starting point of each communication path. In the junction node of each communication path, the availability information on the link belonging to the communication path which corresponds, for example among the identifier of a self-node and the output link from a self-node is added to a packet, and it sends out toward the node of the starting point of a communication path further. Using the contents of storing of this table, out of two or more communication paths to a destination node, an availability is investigated in order, for example, for example, it received this information packet and was in the self-node, when it writes in an availability table and the demand of capacity modification to a communication path occurs, the path which judged whether capacity modification would be possible and was judged as modification being possible is chosen, and a capacity change is made in the node of the starting point of a communication path.

[0038]

[Example] The example which realizes establishment of the communication network design method which enables an independent design with topology with the 1st purpose of this invention, i.e., a physical network, and a logic network and capacity is explained as the 1st example.

[0039] Drawing 4 shows the need function and its interrelation as communication system in the 1st example. In this drawing, the need function in communication system consists of control networks 13 for controlling actuation of the logic network 11, the physical networks 12, and these networks. The logic network 11 is formed in the both ends of the virtual path 14 of a large number which constitute a logic network, and is constituted by the exchange 15 which holds a communication terminal etc. Moreover, the physical network 12 consists of termination of the physical transmission links 16, such as an optical cable, and the physical transmission link 16, or cross connect 17 as a joint, and the control network 13 is further constituted by the signal line which connects them to two or more network design-control centers 18 locally prepared in order to unify and control the logic network 11 and the physical network 12.

[0040] Inside the network design-control center 18 for unifying and controlling the logic network 11 and the physical network 12 It becomes independent on traffic conditions at the physical network topology design section 21 and this appearance which design the topology of a physical network independently on the traffic conditions of a communication network. The logic network topology design section 22 which designs logic network topology, the physical network capacity setting section 23 which defines the capacity of a physical network based on the long-term need of traffic, and the logic network capacity setting section 24 which defines the capacity of a logic network based on the actual traffic demand in a communication network are formed.

[0041] And the need change detecting element 27 is connected to the physical network capacity setting section 23 the need input section 25 and over a long period of time [traffic] over a long period of time [traffic], and a setup of a physical network capacity is performed by the physical network capacity setting section 23 over a long period of time [traffic] which is inputted from the need input section 25 over a long period of time [traffic] based on need. In designing a communication network, the long-term need of traffic is a value which is equivalent to the requirements given by the user and is specified in the so-called long term planning of network construction here, and it is set up by rough prediction which specifically expected traffic need ten years or 15 year after. For example, the traffic volume of the communication link ten years after between Node A and Node B is 50 erlangs, the peak value of transmission speed is 150 Mb/s, and when prediction that the lost call rate as service request quality is ten to three or less is stood, the long-term need of traffic is set up according to those values.

[0042] Change of need is detected by the need change detecting element 27 over a long period of time [traffic], and when default value with the variation is exceeded, resetting of a physical network capacity is required from the physical network capacity setting section 23 over a long period of time [traffic]. Change detection of need is performed over a long period of time [this / traffic] by detecting the utilization factor of a physical transmission line for every half a year. The utilization factor of a physical transmission line is searched for by detecting the use band of the physical transmission line by virtual path hold with the fixed period for every half a year, and breaking it by capacity of a physical transmission line, since the capacity of the virtual path which the capacity of the transmission line set up by the physical network capacity setting section 23 was memorized by the memory of the network design-control center 18 interior, and was set up by the logic network capacity setting section 24 is similarly memorized by memory.

[0043] The real traffic demand input section 26 and the real traffic demand fluctuation detecting element 28 are connected to the logic network capacity setting section 24, and logic network capacity is set up based on the actual traffic demand inputted from the real traffic demand input section 26. Real traffic demands are the traffic amount required within a time scale, such as a day or half a day, and the traffic amount required advanced from a user to a call connection demand by call BAIKORU here, and it is equivalent to the communication link quality of the peak of the traffic traffic density specifically notified to a network from a user at the time of the call origination of a call, and transmission speed, the average value and the quality of a call like a lost

call rate, a cel waste ratio, and cel level like a cel time delay etc.

[0044] The detection by the real traffic demand fluctuation detecting element 28 is later mentioned about the detail, although it performs by actually supervising a lost call rate, an above-mentioned cel waste ratio, or an above-mentioned cel time delay etc. When these lost call rates, a cel waste ratio, or a cel time delay exceeds default value, resetting of logic network capacity is performed by the logic network capacity setting section 24.

[0045] Drawing 5 makes the functional disposition in the Asynchronous Transfer Mode (ATM) network as an example of a communication network correspond with drawing 4, and shows it. In drawing 5, the ATM cel which the virtual channel identifier (VCI) and the virtual path identifier (VPI) were added from the terminal 30, and was inputted into ATM switching system 15 is sent to the transmission line which constitutes a physical network and a logic network, and ATM switching system 15 to which the terminal 30 of a receiving side was connected through cross connect, and is outputted to the terminal 30 of a receiving side. The termination function to a virtual path is prepared corresponding to ATM switching system 15, and in the pass between these termination functions, an ATM cel is identified by the virtual path identifier (VPI), and it is transmitted. An ATM switching system and the network operation system 18 which controls the ATM cross connect 17 are the same as the network design-control center 18 in drawing 4.

[0046] Drawing 6 is the concept of the connection and link in a physical network and a logic network, and the explanatory view [network / ATM] of correspondence. This drawing (a) The concept of a connection and a link in a physical network and a logic network is shown, and the virtual path connection in a logic network is constituted by connection of two or more virtual path links, and the physical transmission path connection corresponding to the virtual path link in a logic network is constituted by connection of two or more physical transmission links in a physical network.

[0047] Drawing 6 (b) The basic structure of an ATM network is shown. Between user-terminal TE is constituted by connection of two or more VC links as a virtual channel (VC) connection, and the virtual path (VP) connection between ATM switching systems who showed by drawing 5 is constituted from an ATM layer by connection of two or more VP links. On the other hand, in a physical layer, the physical transmission path connection between the ATM cross connect in VP connection in an ATM layer is constituted by connection of two or more physical transmission links.

[0048] The logic network treated by this invention is built on a physical transmission line network, the path is identified by the physical number, and the capacity is a logical network virtually assigned with a parameter, and is equivalent to VC / VP network in the ATM layer of an ATM network. On the other hand, a physical network is equivalent to a transmission path, and hits a physical layer.

[0049] Drawing 7 is the configuration block Fig. of the example of a Network Operations Center (network design-control center). In this drawing, the Network Operations Center consists of the signal-processing section 34 which processes the signal outputted to the signal-processing section 33 and the exchange which process the signal inputted from the circuit design section 31, the line control section 32, the exchange, or cross connect, or cross connect, a database 35 which stores the data about the long-term need of traffic, and a database 36 which mainly stores the data about the short-term need of traffic.

[0050] It adds to the data about need over a long period of time [traffic] which is directly given to a database 35 through XC to the exchange or the signal-processing section 33 from a user. For example, the number of the nodes corresponding to the cross connect in a physical network and the distance between nodes are stored. In addition to the real traffic demand in the short-term need of traffic, i.e., a communication network, the physical transmission-line capacity utilization factor which shows change of need over a long period of time, the lost call rate which shows fluctuation of short-term need, a cel waste ratio, the measured value of a cel time delay, etc. are stored in the database 36.

[0051] CPU**41 to which the circuit design section 31 performs physical network topology design algorithm according to the contents of storing of a database 35 etc. (equivalent to the physical network topology design section 21 of drawing 4), CPU**43 which performs physical

network capacity design algorithm (equivalent to the physical network capacity setting section 23), CPU**42 which performs traffic conditions and logic network topology design algorithm which designs a logic network independently (equivalent to the logic network topology design section 22), And it is constituted by CPU**44 which perform logic network capacity design algorithm using the traffic short-term need stored in the database 36.

[0052] Furthermore, the physical transmission-line capacity utilization factor which shows change of need over a long period of time when the database 45 which stores the design result and redesign criterion of a physical network and a logic network, and a database 36 output the line control section 32, The lost call rate, cel waste ratio which show fluctuation of short-term need, And the output of the comparator circuit 46 which compares the measured value of a cel time delay with the design result in a database 45, and a comparator circuit 46 is measured with the redesign criterion in a database 45. The redesign demand consists of a judgment circuit 47 which judges whether it is the need, and a circuit 48 which generates a redesign demand signal according to the output of the judgment circuit 47.

[0053] Drawing 8 is the whole network design method processing flow chart in this invention. In this drawing, the topology of a logic network is first designed independently by traffic conditions in step (S) 1. This logic network topology is the topology of the shape of a mesh with which between all nodes is combined, when the most general, but when that a communication link is not performed between two specific nodes has clarified, naturally association between that node is omitted.

[0054] Then, based on the number of nodes as the number of the cross connect 17 in the physical network 12 in drawing 4 , and the distance between nodes, physical network topology is designed independently by traffic conditions by S2. Then, the design of this physical network topology is explained to a detail.

[0055] Drawing 9 is the detail flowchart of the physical network topology design processing in S2. In this drawing, the number M of the maximum transmission links which can hold the number N of nodes as cross connect, the distance L_{ij} between each node, and each cross connect in S10 is inputted first, and the combination of network topology [as / whose number of nodes is N / whose number of links is N-1 in S11] is extracted. The processing after these S11 is explained using drawing 10 and drawing 11 .

[0056] Drawing 10 is the example of the physical network topology in the four-point node network constituted by four nodes. This drawing shows two kinds of network topology [as / whose numbers N of nodes are 4 and link number N-1=3].

[0057] On the other hand, drawing 11 shows three kinds of network topology of the physical network as a six-point node network, and since the number of nodes is 6 here, five network topology is shown for the number of links.

[0058] The network topology in which the cross connect which exceeded the number M of the maximum transmission links which can hold each cross connect by S12 of drawing 9 exists is removed out of the combination extracted by S11. They are '3', then drawing 11 (b) about the number of the maximum transmission links which can hold M, i.e., one cross connect. The network topology of the shown star mold is removed from the network topology to a six-point node network.

[0059] Then, by S13, total of the number of virtual path (VP) links is calculated corresponding to the logic network topology already designed by S1 of drawing 8 . Here, since it is easy, it assumes that it is that by which the mesh-like logic network was stretched in S1, and count of total of the number of VP links which constitutes VP connection between each node in drawing 10 and drawing 11 is explained.

[0060] with VP link, VP connection between some two nodes is constituted -- general -- two or more links (link which has a node in both ends) -- meaning -- for example, drawing 10 (a) VP link on VP connection between Nodes B and D becomes three between BA, between AC, and between CD. Then, it thinks on the basis of Node A first, and the number of VP links between AB(s) becomes two between 1 and AD between 1 and AC. Next, since it has already counted as between AB between BA when it thinks on the basis of Node A if it thinks on the basis of Node B, the number of links is not counted to this VP connection, but it becomes three to the

connection between 2 and BD to the connection between BC. When it furthermore thinks on the basis of C, to the connection between CDs, the number of links becomes one and is drawing 10 (a). Total of the number of VP links which can be set becomes ten. On the other hand, drawing 10 (b) Receiving, total of the number of VP links becomes nine.

[0061] After count of total of the number of VP links is completed by S13 of drawing 9, network topology from which the total serves as min by S14 is chosen from the combination extracted by S11. It sets to drawing 10 and is (b). A star mold is chosen, and it sets to drawing 11, and is (c). The network topology of association of a star mold is chosen.

[0062] Then, it opts for arrangement of the node in actual network topology in S15. For example, it sets to drawing 11 and is (c). Although association of the shown star mold was chosen in S14, since the total distance of the physical transmission link as a physical network differs when other nodes, for example, B and C, come to the location of the nodes A and D as top-most vertices of a star mold, actual node arrangement to which the total distance serves as min is chosen. Drawing 12 is the flow chart of network topology selection processing of the total distance min.

[0063] In drawing 12, the candidate of physical network topology and the distance L_{ij} between nodes are first inputted by S16. When a direct link exists among Nodes i and j by S17, the value of α_{hij} '1', A candidate from whom it is referred to as '0' when a direct link does not exist, and total of the product of α_{hij} and the distance L_{ij} between nodes is computed as the total distance of a physical transmission link by S18, and the total becomes min by S19 is chosen.

[0064] For example, it sets to drawing 10 and is (b). The total distance of a physical transmission link is calculated to the network topology of a star mold. Drawing 13 shows the distance L_{ij} between each node in drawing 10. As shown in drawing, in making Node A into a host node, the value of α_{hij} is set to '0' between '1' and BC, between BD, and to between CDs between AB, between AC, and to between AD, and the total distance of a physical transmission link becomes 11km. In making Nodes B, C, or D into a host node similarly, the total distance becomes 24, 20, or 15km, respectively. For this reason, drawing 10 which makes Node A a host node (b) The shown topology is chosen in S19.

[0065] The processing of S2 in drawing 8, i.e., the design of physical network topology, is completed above, and a setup of the virtual path network of capacity '0' is performed on the designed physical transmission line within the net [physical] by S3 corresponding to logic network topology following this.

[0066] A setup of the virtual path network of the capacity '0' in S3 is explained using drawing 14. Drawing 14 is the example of the contents of storing of routing table established in a node. Setting up the virtual path of capacity '0' means specifying only the path of a virtual path between nodes with a communication link demand, and not assigning capacity to the specified path, i.e., assigning '0' as a capacity. In the routing table of drawing 14, a path is specified by the destination node number and the identification number of a virtual path as a terminal point of the virtual path to other nodes with a communication link demand, and the number of the next node on the virtual path, and virtual path capacity assigned is considered as as ['0']. When the packet corresponding to a communication link demand arrives, by reading the destination node number of a packet and referring to this routing table with the header reader in the exchange, the path via which a packet should go is chosen and a packet is sent out to that path.

[0067] After the virtual path network of capacity '0' is set up on a physical transmission line by S3 of drawing 8 corresponding to logic network topology, based on the long-term need of traffic, the design of a physical transmission-line capacity is performed by S4. It is drawing 10 (b) about the design of this physical transmission-line capacity. Corresponding to the shown physical network topology, it explains using drawing 15 and drawing 16. Drawing 15 shows the necessary band of the physical transmission link corresponding to need over a long period of time [traffic] from single media, and drawing 16 shows the necessary band corresponding to need over a long period of time [traffic] from multimedia.

[0068] In the case of the single media shown in drawing 15, a necessary band is determined corresponding to the value of the lost call rate as the traffic density, the peak band, and demand quality between the nodes as a communication link demand. Namely, [0069]

[Equation 1]

$$B_{ij} = \frac{\frac{a_{ij}^{s_{ij}}}{s_{ij}!}}{\sum_{k=0}^{s_{ij}} \frac{a_{ij}^k}{k!}}$$

[0070] It is alike and a necessary band is determined using the Erlang B type shown. To the traffic traffic density a , specifically, it is (1) of the point so that the lost call rate B as service request quality may be satisfied. The necessary number of circuit s is calculated based on a formula, and the result of having multiplied the count result by the peak band of transmission speed serves as a required physical transmission-line band. Here, the long-term need value of the traffic traffic density with which a_{ij} communicates between Node i and Node j , the permissible lost call rate of the traffic with which B_{ij} communicates between Node i and Node j , and s_{ij} are numbers of circuit required in order to hold the traffic between Node i and Node j .

[0071] this (1) a formula — reference: — it quotes from Haruo Akimaru, R.B. Cooper communication link traffic engineering, and Maruzen 1985. [in addition,]

(1) The necessary band calculated using the formula is shown in the column by the side of the rightmost of drawing 15. A physical transmission-line capacity between Nodes A and B is given there as total of the necessary link band between AB(s), between BC, and between BD, it becomes 278 Mb/s, a physical transmission-line capacity between Nodes A and C serves as 218 Mb/s similarly, and a physical transmission-line capacity between Nodes A and D serves as 320 Mb/s.

[0072] In the case of the multimedia shown in drawing 16, the analysis result of the plural traffic model in the same reference can be applied instead of an above-mentioned Erlang B type, and necessary physics transmission-line capacity can be determined as it. For example, it is following (2) so that the traffic density of each traffic shown in drawing 16 and service request quality may be fulfilled to coincidence, when the media 1 which require the peak rate of 64 Kb/s between each node, and the media 2 from which the desired value of the peak rate between nodes differs are intermingled. And (3) It can ask for the necessary number of circuit s_{ij} using a formula.

[0073]

[Equation 2]

$$B_{ij}^{(1)} = C \left[\sum_{k=0}^{s_{ij}/m} \frac{a_{ij}^{(1)s_{ij}-mk}}{(s_{ij}-mk)!} \frac{a_{ij}^{(2)k}}{k!} \right]$$

[0074]

[Equation 3]

$$B_{ij}^{(2)} = C \sum_{r=s_{ij}-m+1}^{s_{ij}} \sum_{k=0}^{[r/m]} \frac{a_{ij}^{(1)r-mk}}{(r-mk)!} \cdot \frac{a_{ij}^{(2)k}}{k!}$$

ただし、

$$C = \left[\sum_{i=0}^{s_{ij}} \sum_{k=0}^{[i/m]} \frac{a_{ij}^{(1)i-mk}}{(i-mk)!} \cdot \frac{a_{ij}^{(2)k}}{k!} \right]^{-1}$$

$a_{ij}^{(n)}$ は $i-j$ 間のメディア n のトラヒック呼量

$B_{ij}^{(n)}$ は $i-j$ 間のメディア n のトラヒックのサービス要求品質

$[X]$ は X を越えない最大整数である。

[0075] s_{ij} is the total number of necessary channels at the time of setting the channel of 64 Kb/s to 1 here, and, therefore, $s_{ij} \times 64$ Kb/s serves as a band of a physical transmission link required in order to fulfill conditions. The count result is shown in the column by the side of the rightmost of drawing 16, and a physical transmission-line capacity between Nodes A and B serves as $90.8+93.5+102.3=286.6$ Mb/s, and, in the capacity between Nodes A and C, the capacity between 217.2 Mb/s and Nodes A and D serves as 199.6 Mb/s.

[0076] After the design of a physical transmission-line capacity in S4 of drawing 8 is completed, based on an actual traffic demand, i.e., the above-mentioned traffic density, a lost call rate, a cel waste ratio, a cel time delay, etc., the capacity of a virtual path is computed by S5, and it is assigned on a physical transmission line. The virtual band computing method (176 92 reference: Miyao Y. "A Dimension Scheme in ATM Networks" and Network 'pp.171- 1992) is used for calculation of virtual path capacity.

[0077] And when judged with it having been judged whether fluctuation of a traffic demand was supervised as a matter of fact by S6, and the amount of real traffic fluctuation exceeded default value by S7, and having exceeded, the processing after S5 is repeated.

[0078] The monitor of fluctuation of the real traffic demand in S6 is performed based on the measured value of the lost call rate stored in the database 36, a cel waste ratio, or a cel time delay, as drawing 7 explained, and it is judged by the comparator circuit 46 and the judgment circuit 47 in the line control section 32 whether the amount of fluctuation exceeded default value. Then, the detection approaches, such as a lost call rate stored in a database 36, a cel waste ratio, and a cel time delay, are explained below.

[0079] Drawing 17 is the functional disposition Fig. of the ATM switching system for detecting a lost call rate, and drawing 18 is the flow chart of lost call rate detection processing. In drawing 17 An ATM switching system as the main configuration section As opposed to the flow rate Monitoring Department 54 and the self-routing switch 51 to the junction system which supervises the routing table 52 for controlling routing in the ***** routing switch 51 and the self-routing switch 51, and the flow rate of the ATM cel inputted from a terminal 53 It consists of call reception control sections 56 which control reception of the call in the output circuit buffer 55 for outputting an ATM cel, and a communication network, and the call reception control section 56 is controlled by the within-the-net traffic administration section 57. It has section (count) **59. and counting which carries out counting of the count whenever the call connection demand from a terminal 53 occurs -- counting which carries out counting of the count whenever a call connection demand is refused by the section (count) ** 58 and output circuit buffer 55 side -- counting -- the total of a call connection demand records on section ** -- having --

moreover, counting -- the number of calls which was not able to connect since the capacity of a transmission line was insufficient is recorded on section **.

[0080] the flow chart of drawing 18 -- setting -- first -- S21 -- two counting, if the value of count ** of the section and ** is cleared and a call connection demand occurs in S22 It is judged whether stepping of the value of count ** is carried out by S23, and the call can hold on a virtual path by S24 and S25. When it cannot hold, after stepping of the value of count ** is carried out by S26, without carrying out stepping of the value of count **, when it can hold, the value of a lost call rate is calculated by S27, and the processing after S22 is repeated. The lost call rate of S27 is calculated here by breaking the value of count ** by the sum of the value of count ** and count **.

[0081] Detection of a cel waste ratio can be performed like detection of a lost call rate. Moreover, detection of a cel time delay detects the time delay of each cel in each exchange, through a signal channel, can take an average in the network design-control center, and can judge [then / delivery and / ,] the detection result in it. Detection of a cel time delay is performed by performing this a fixed period like for [every] 5 minutes.

[0082] Furthermore, it is also possible to use for the judgment of whether for the program for computing a lost call rate, a cel waste ratio, or a cel time delay in the network design-control center based on the notified parameter besides the approach of detecting as a measurement result of real traffic as mentioned above to be started with a fixed time interval, and for these values to be computed, and to reset logic network capacity based on the calculation result.

[0083] When it is judged whether change of need was supervised by S8 over a long period of time [traffic], and the variation of need exceeded default value by S9 over a long period of time [traffic], when the amount of fluctuation of real traffic was not over default value by S7 of drawing 8 and it exceeds default value, the processing after S4 is repeated, and when not exceeding default value, the processing after S6 (monitor of real traffic demand fluctuation) is repeated.

[0084] Although redesign of a physical transmission-line capacity is performed when the variation of need exceeds default value by S9 over a long period of time [traffic], a change of a physical transmission-line capacity is made by changing the capacity of the transmission line which borrows this redesign when a user borrows a synchronous digital hierarchy (SDH) transmission line from carriers, such as NTT, and is building the virtual private network (virtual private network) on a public network. Since it may think also when the optical cable as a physical transmission line actual [*****] when extreme must be extended, whether it actually redesigns can judge [a stop and] the line control section 32 that drawing 7 explained separately to only generate a redesign demand signal.

[0085] Allotment is performed by a setup and modification of the polishing functional equipment with which each subscriber exchange is equipped, i.e., the parameter of you SAGE parameter control (UPC), when actually assigning the virtual path capacity computed by S5 of drawing 8 on a physical transmission line. Drawing 19 is the explanatory view of the method of realizing this UPC function.

[0086] This UPC function is realized by confirming whether enter in the window size to which the traffic volume which flows into a self-routing switch was notified by the flow rate Monitoring Department 54 which explained in drawing 17 . That is, when a call connection demand occurs in the entrance side of an ATM switching system, control of traffic volume is performed by how many cels flow within the section of the window size T shown in drawing 19 . For example, supposing it puts in only a maximum of 4 cel in a window according to the peak rate of the transmission speed which the user notified, as shown in drawing 19 , when five cels are detected in the window, it will be judged as violation. By choosing this window size suitably can prescribe the communication band of a virtual path. What is necessary is just to change this window size, when changing the capacity of a virtual path.

[0087] Next, when allowing use of the detour pass which suits certain conditions as a virtual path of the 2nd purpose of this invention, i.e., the node by the side of a communications partner, the communication-network-management method for attaining the purpose which shortens the time amount which retrieval of detour pass takes is explained as the 2nd example, pressing down

the lost call rate over the connection request of a virtual path in tolerance.

[0088] In this 2nd example, when the pass beforehand specified as the band division management method which divides the band of a physical transmission link into a common band and a reservation band, and manages it as mentioned above to the connection request of a virtual path, for example, direct pass, is busy, the limited detour routing method with which the number of selectable detour pass is restricted is applied. Moreover, in the 2nd example, since it is easy, a communication network shall have mesh-like structure.

[0089] Drawing 20 is the block diagram of the communication link node drawn also including the terminal corresponding to the 2nd example. In drawing 20, 61 is a communication link node and 62 is a terminal. 63 [moreover,] -- for the flow rate Monitoring Department and 66, as for an output circuit buffer and 68, a self routing switch and 67 are [the band Management Department and 64 / the reception propriety judging section and 65 / routing table and 69] the selection sections.

[0090] After the information from a terminal receives the monitor of being as a report by the flow rate Monitoring Department 65, by the self routing switch 66, it has a virtual path link determined and is sent out to a trunk line via the output circuit buffer 67. In the meantime, setting information, such as the destination of a virtual path, transmission speed, and demand quality, is transmitted to the reception propriety judging section 64 from a terminal 62, and it judges whether the reception propriety judging section 64 has the band which can offer the quality which a virtual path requires with reference to the data of the band Management Department 63, and determines whether receive a virtual path. Moreover, the selection section 69 constitutes the alternate-route candidate registration means 7 of drawing 2, and outputs the selected candidate to routing table 68.

[0091] Drawing 21 is drawing showing the concept of the band division management method in the 2nd example of this invention. In drawing 21, the communication network to which the communication link node (A-E) of the high order which adopts mesh structure is connected to those with five piece and each communication link node, and the communication link node of three low order (for example, A1 - A3) is connected in the shape of a star is shown as an example. And the band of each transmission link is divided and managed to the common band and the reservation band.

[0092] In the 2nd example, the band Management Department 63 has divided and managed the band of each transmission link to the common band and the reservation band, and to the connection request of a virtual path with a low priority, it receives only in a common band, and the reception propriety judging section 64 judges propriety, receives to the connection request of a virtual path with a high priority in a common band and the whole reservation band, and judges propriety. Therefore, since it receives by the opening of the both sides of a common band and a reservation band to the connection request of a virtual path with a high priority and propriety is judged also when a receptionist is refused, since common bands are insufficient to the connection request of a virtual path with a low priority, it may be possible to receive a virtual path with a high priority. While becoming possible to match the quality of service which the virtual path is demanding, and to assign a transmission path connection by this, decline in network effectiveness can be prevented.

[0093] Drawing 22 is drawing showing the concept of limited detour routing in the 2nd example. Also in drawing 22, it is shown with the concept of a band division management method, using as an example the communication network to which the communication link node of the high order which adopts mesh structure is connected to those with five piece, and each communication link node, and the communication link node of three low order is connected in the shape of a star. And the selection section 69 of the communication link node A thought of the direct pass connection as a predetermined pass connection as a pass connection who connects the communication link node A and the communication link node C, and has chosen and registered A-B-C, A-B-E-C, and A-D-C from a large number inside as a circuitous pass connection, for example.

[0094] In the 2nd example, if the example of drawing 22 is used, the selection section 69 will have limited and registered into three pieces the object which considers detour routing other

than a direct transmission path connection, a circuitous pass connection will be chosen in fixed sequence, and the reception propriety judging section 64 will judge the receptionist propriety of a virtual path with reference to the data of the band Management Department 63. Since the circuitous pass connection is prepared, even if a predetermined transmission link is busy, possibility that between necessary communication link nodes will be connectable can become high, and it can raise reducing a lost call rate, i.e., network effectiveness. Here, it becomes possible by using together the above-mentioned band division management method to match further the quality which a virtual path requires and to assign a pass connection. And since the number of the pass connections who permit a detour is limited, even if a communication network large-scale-izes, time amount required to choose and receive a pass connection and judge propriety can be stored in the suitable range.

[0095] Drawing 23 is the example of the band managed table which the band Management Department 63 in drawing 20 holds. In drawing 23, the number which gave the link number to the physical transmission link of the output side of the communication link node concerned, and a total band capacity are transmission capacity from which all the transmission capacity of the link concerned and reservation band capacity serve as an object which judges the reception propriety of only a virtual path with a high priority. Therefore, the remainder which deducted reservation band capacity from a total band capacity becomes common band capacity. And since a band capacity in use is divided and grasped to the common band and the reservation band, an usable band can also be divided and grasped to a common band and a reservation band.

[0096] In addition, in drawing 20, although the configuration which establishes the band Management Department 63 in a communication link node is shown, even if it establishes the band Management Department 63 in a network-control center intensively, the same function is realizable.

[0097] The reception propriety judging section 64 judges whether the size of the usable band in a band Management Department 63 band managed table and the band which a virtual path requires is compared, and a virtual path is received.

[0098] Drawing 24 and drawing 25 are the flow charts explaining actuation of the reception propriety judging section 64, and when drawing 24 does not allow a detour, drawing 25 shows the case where a detour is allowed. First, in not allowing a detour, it operates as follows (drawing 24).

[0099] S30: When the connection request of a virtual path occurs, incorporate the report values (traffic density, the average value of transmission speed and peak value, service request quality, etc.) from a user.

S31: Compute a virtual path capacity required since the quality of service demanded by the predetermined computational algorithm is filled based on these report values.

[0100] S32: Incorporate the priority of the virtual path by which the connection request is carried out, and a necessary band.

S33: Judge a priority.

S34: When a priority is high, compare the availability of a common band and a reservation band with a necessary band.

[0101] S35: Receive a connection request, when an availability is large, and it is processing termination.

S36: It is processing termination without receiving a connection request, when there are few availabilities.

S37: When a priority is low, compare the availability of a common band with a necessary band.

[0102] S35: Receive a connection request, when an availability is large, and it is processing termination.

S36: It is processing termination without receiving a connection request, when there are few availabilities.

With a virtual path with a high priority here For example, the virtual path which needs a sex the instancy which holds voice and image traffic, The thing of a virtual path with many physical transmission links which wear from a ** node and constitute the communication path to a node is pointed out. With a virtual path with a low priority For example, a sex does not become a

problem so much instancy like the virtual path which holds data traffic, or the thing of a virtual path which has a resending protocol by the high order layer, and a virtual path with few physical transmission links which wear from a ** node and constitute the communication path to a node is pointed out.

[0103] In addition, calculation of a necessary band is Miyao Y., "A Dimension Scheme in ATM Networks", Network'92, pp.171-176, and 1992. It carries out. Next, when allowing a detour, it operates as follows (drawing 25).

[0104] S38: When the connection request of a virtual path occurs, incorporate the report values (traffic density, the average value of transmission speed and peak value, service request quality, etc.) from a user.

S39: Compute a virtual path capacity required since the quality of service demanded by the predetermined computational algorithm is filled based on these report values.

[0105] S40: Incorporate the priority of the virtual path by which the connection request is carried out, and a necessary band.

S41: Set a counter to $i = 1$.

S42: Read the situation of the alternate route of No. i from the band Management Department 63.

[0106] S43: Judge a priority.

S44: When a priority is high, compare the availability of a common band and a reservation band with a necessary band.

[0107] S45: Receive a connection request, when an availability is large, and it is processing termination.

S46: When there are few availabilities, carry out stepping of the counter.

S47: Value i_{max} predetermined in a counter value. If it has exceeded, connection will be refused and processing (S48) will be ended. When having not exceeded, it returns to S42.

[0108] S49: When a priority is low, compare the availability of a common band with a necessary band.

S45: Receive a connection request, when an availability is large, and it is processing termination.

[0109] S46: When there are few availabilities, carry out stepping of the counter, and shift to S47.

Thus, a receptionist is refused when it can receive about no alternate routes which have repeated and opted for the judgment receivable about the alternate route decided beforehand.

[0110] The alternate route which judges receptionist propriety above received regardless of the selection approach of an alternate route as what is already determined, and explained the judgment procedure of propriety. The selection approach of an alternate route is explained below.

[0111] When the selection section 69 applies the 1st selection approach as a transmission path connection's selection approach in drawing 20, a transmission path connection candidate is chosen in the following procedure. First, all the transmission path connections that wear from a ** node and get the passage to a node are found out. Although there are 16 kinds of communication paths in connecting the communication link node of five high orders to a mesh as in drawing 22, the transmission path connection candidate of a predetermined number is unconditionally chosen from this inside, and the sequence of judging circuitous possibility is decided and written in the routing table 68 prepared in each node. And when a predetermined transmission path connection receives and it becomes impossible, a transmission path connection is chosen in fixed sequence, and the reception propriety judging section 64 tries a detour with reference to this transmission path connection's data which the band Management Department 63 has. Like drawing 22, A-B-C, A-D-C, and A-B-E-C are chosen as a transmission path connection candidate, and the sequence to choose also makes them the above-mentioned order, it receives through the transmission path connection of A-C direct communication, and when impossible, a transmission path connection is chosen and received in above order, and propriety is judged, noting that there is a communication link demand between the communication link nodes A and C now. And a receptionist is refused when it cannot receive with three transmission path connections, either.

[0112] In applying the 2nd selection approach as a transmission path connection's selection approach in drawing 20, out of all the transmission path connections that wear from a ** node and get the passage to a node, a physical transmission distance chooses the transmission path connection candidate of a predetermined number as short order, and it writes in the routing table prepared in each node. As an approach a physical transmission distance chooses a communication path as short order, the connection relation between nodes and the distance between nodes are inputted, and there is the approach of choosing with the algorithm of Dijkstra (dike TOSURA). About the algorithm of Dijkstra, there are a 8 star supervision-of-translation: data network, pp.384-387, and Ohm-Sha. When the distance between each node is now given like drawing 26, the algorithm of Dijkstra shows that the transmission path connection with a physical short transmission distance is A-E-C (7km), A-D-C (8km), and A-E-D-C (9km) which are shown at drawing 27 after the A-C direct communication root (5km). Therefore, these three transmission path connections are written in the routing table 68 of Node A, when the A-C direct communication root is unreceivable, a physical transmission distance chooses the three above-mentioned transmission path connections as short order, and receives them in the reception propriety judging section 64, and propriety is judged. And reception is refused when it cannot receive with three transmission path connections, either.

[0113] Thus, choosing a transmission path connection in order of a physical transmission distance passes to the propagation-delay time in a communication network choosing it as little order. In applying the 3rd selection approach as a transmission path connection's selection approach in drawing 20, it chooses the transmission path connection of a predetermined number as order with few physical transmission links which constitute a transmission path connection from all the transmission path connections that wear from a ** node and get the passage to a node.

[0114] Now, in this case, if the algorithm of Dijkstra is virtually applied for the transmission distance between nodes as 1 uniformly, a transmission path connection can be chosen as order with few physical transmission links. In addition, when the number of physical transmission links is the same number, a physical transmission distance chooses it as short order. If it does in this way, it turns out among the communication link nodes A and C that the transmission path connection with few physical transmission links other than the A-C direct communication root is A-E-C (two links, 7km), A-D-C (two links, 8km), and A-B-C (two links, 20km) which are shown in drawing 28. Therefore, these three transmission path connections are written in the routing table 68 of Node A, when the A-C direct communication root is unreceivable, the three above-mentioned transmission path connections are chosen in above order, it receives in the reception propriety judging section 64, and propriety is judged. And a receptionist is refused when it cannot receive with three transmission path connections, either.

[0115] Thus, it is well-informed about lessening the total amount of the connection control produced within a communication network to choose a transmission path connection as order with few physical transmission links. Then, the 3rd example of this invention is explained. The 3rd example is for solving the 3rd purpose of this invention as mentioned above. The 3rd purpose is choosing as a high speed the communication path which satisfies a capacity change request among two or more of these communication paths corresponding to the change request of channel capacity between the nodes of the arbitration in the communication network constituted with a physical network and a logic network when two or more communication paths including an alternate route are set up. Therefore, between the nodes of the arbitration in a communication network, the 3rd example is explained like the 2nd example as that to which two or more communication paths, for example, a logical path, are set.

[0116] Drawing 29 is the explanatory view of the information packet for notifying the availability of a communication path in the 3rd example. In this drawing, O mark expresses a node. The communication path from a node 2 to [here] a node 5 via nodes 1 and 6 shall be set up. In this case, in the node 5 of the terminal point of this communication path, the packet of the format shown in drawing 30 is created.

[0117] Drawing 30 is the example of a format of the information packet in a common label multiplex communication network. In the terminal point node 5 of the communication path of

drawing 29 , the root ID which is the identifier of this communication path, and the information packet ID which is the identifier of this information packet and node 5ID which is the identifier of the node 5 which is a terminal point node of a path are stored in the head of a packet, and that information packet is sent out to a node 6.

[0118] In a node 6, after adding the availability of the output link which goes to a node 5 from the node 6 which is one link which constitutes this communication path, and the identifier of a node 6 to a packet, that packet is again turned and sent out to a node 1. Similarly, in the junction node of a communication path, the availability of each output link and the identifier of a node are added, and, finally an information packet reaches the node 2 of the starting point of a communication path. In the node 2 of the starting point, when you write the contents of this information packet in the availability table in a self-node so that it may mention later, and the capacity change request of a communication path occurs, let it be data for judging whether for that change request to be satisfying in this communication path.

[0119] Thus, although the judgment of the propriety to a capacity change request is made based on the value of the availability fundamentally notified to the node of the starting point of a communication path periodically, it is also possible to presume the availability at the capacity change-request generating time from the past data, and to perform the propriety judging of capacity modification using the value, not using the value of the availability as it is. Drawing 31 is the explanatory view of such an availability prediction method. For example, it is also possible to predict a current availability by line type prediction using the past data of two points or to make a neural network input by using the past availability information on several points as a pattern using a neural network, and to predict the availability at the current time.

[0120] Drawing 32 is the whole node configuration block Fig. in the 3rd example. In this drawing, a node consists of an information packet handler 71 which is the description part in the 3rd example, and the exchange or cross connect 72. And the interior of the exchange or cross connect 72 is equipped with the routing table 74 for controlling routing in the routing switch 73 and a switch 73. Routing table 74 stores the attitude way number from a switch 73 corresponding to a virtual path identifier (VPI). In addition, drawing 32 shows the direction of the communication path and the path of the reverse sense of resulting [from the node 2 explained by drawing 29] in a node 5 via nodes 1 and 6, by the arrow head.

[0121] Drawing 33 is the detail configuration block Fig. of the information packet handler of drawing 32 . In this drawing the information packet handler 71 When it becomes the node of the starting point of a communication path, an information packet Whether the packet inputted from the information packet creation section 80, other exchanges, or cross connect to create is an information packet to the information packet outputted from the information packet decision section 81, the information packet creation section 80, or the information packet decision section 82 which writes in the identifier of a self-node, the availability of an output link, etc., and the information addition section 82 is addressing to a self-node, and] Namely, the availability information on the link which belongs to the communication path from the information packet the termination decision section 83 and the termination decision section 83 which judge whether a self-node hits the node of the starting point of a communication path judged that is addressing to a self-node is searched for. The availability stored in the availability table which writes the data in an availability table and its creation section 84, an availability table, and its creation section 84 is used. It corresponds to the judgment result of the capacity modification judging section 85 which judges whether it can change to a channel capacity change request, and the capacity modification judging section 85 etc. It corresponds to the value of the self-node capacity Management Department 86 which manages the availability of the output link from a self-node, and the virtual path identifier VPI of each communication path. As opposed to the virtual path from which VP path table 87 which stores the identifier of the node via which the communication path goes, and a self-node turn into a ** node It consists of internal clocks 89 which give timing for VP candidate group table 88 which stores the value of the purpose node and VPI etc., and the information packet creation section 80 to create an information packet periodically.

[0122] Without predicting the value of the availability of a capacity modification demand point, using the data of the basic actuation in the 3rd example, i.e., the availability table which stores the value of the availability of each link notified periodically, as it is, drawing 33 is a configuration block Fig. in the case of judging the propriety to a capacity change request, and explains actuation of the 3rd example corresponding to this configuration block Fig. in detail first.

[0123] Drawing 34 is the flow chart of the information packet sending-out processing in this case. Processing is started in this drawing, and if the interrupt of the internal clock in which the timing of information packet creation is shown at step S50 occurs, creation of an information packet will be started by S51. The contents of the VP candidate group table VP list shown in drawing 35 in the information packet creation processing are used.

[0124] In drawing 35, the purpose node of the virtual path, i.e., the node of the terminal point of a communication path, the value of VPI, and a redundancy flag are stored in VP candidate group table to the virtual path of the communication path from which the self-node is a ** node. About this redundancy flag, it mentions later.

[0125] At step S51 of drawing 34, the value of i which shows data of the how many lines it is from on VP candidate group table is set to '1', and information packet creation processing is started. And it is VPIlists at S52. It is judged for the value of (i) and (1) whether it is '0'. '1' in the last parenthesis shows the contents of the 1st column, i.e., the purpose node, from the left-hand side of VP candidate group table of drawing 35, and since it is 'i= 1' here, it is judged for the value of the purpose node of the 1st line here whether it is '0'. Processing is ended without actually creating an information packet, since there will be no data in the whole table when there are no data substantial to the 1st line in being '0', and there are no substantial data in the 1st line.

[0126] When the value of the purpose node of the 1st line is not '0' in S52, the value of the 2nd column of the line, i.e., the value of VPI, is calculated by S53, and data storage to an information packet is performed by S54.

[0127] Drawing 36 is a format of the information packet in an ATM network, i.e., the information packet using the value of VPI as the root ID of drawing 30. inf (i) shows the contents of storing of this information packet here. The value of i in this parenthesis shows the location of the data stored from the head of an information packet.

[0128] Namely, the value of VPI is stored in the head of an information packet in S54 of drawing 34. The identifier of a self-node to the 2nd of a packet to the 3rd [the identifier of the packet] And '-1' is stored in the 4th location, creation of one information packet is completed, the information packet is sent out to the block 72 of the exchange or cross connect, i.e., drawing 32, by S55, the increment of the value of i is carried out by S56, and the processing after S52 is repeated. The contents of every one line of each line of VP candidate group table of drawing 35 are taken out after S52, the information packet corresponding to it is created, and it is sent out to the exchange or cross connect.

[0129] Drawing 37 is the whole information packet junction processing flow chart in the junction node of a communication path. In this drawing, shortly after packet arrival is detected by S58, it is judged whether in S59, it is an information packet by the information packet decision section 81 of drawing 33, and when it is not an information packet, the packet is sent to the exchange or cross connect 72.

[0130] On the other hand, if it is judged that it is an information packet, information will be added by the information addition section 82 at step S60. Drawing 38 describes this information addition actuation in detail. The information packet to which information was added is sent to the termination decision section 83, when judged with it being judged whether a self-node is the terminal point of the information packet, i.e., the corresponding starting point of a communication path, and not being the terminal point of an information packet, in order to relay the information packet to other nodes, it is sent to the exchange or cross connect 72, and when judged with it being the terminal point of an information packet, actuation as a reception node is performed. It mentions later also about this actuation.

[0131] Drawing 38 is the detail flowchart of the information addition processing performed at step S60 in drawing 37. In this drawing, it is judged whether the data of the 1st location are '-1'

at step S63, after the value of i which shows the storing location of the data in the information packet explained by drawing 36 is set to '1', processing is started, when it is not '-1', the increment of the value of i is carried out by S64, and the processing after S63 is repeated. If the data storage location in the information packet whose data stored by S63 are '-1' is discovered, the data of the location in front of [of the location i where '-1' was found in the following step S65] one will be set to $ot1$, and will shift to the following processing of S66.

[0132] In S66, the contents of the self-node availability table prepared in the interior of the self-node capacity Management Department 86 of drawing 33 are searched. Drawing 39 is the example of a self-node availability table. In this drawing, the availability (band) of the physical transmission link corresponding to the identifier and its attitude way of an adjacent node of the number of the attitude way corresponding to the virtual path and the point of the attitude way is stored in the self-node availability table from the column on the left-hand side of a table only for the virtual path from which the self-node is a ** node.

[0133] In S66 of drawing 38, the value of the 2nd column, i.e., an adjacent node identifier, is searched in an order from the line on No. 1 of a table from the left-hand side of this self-node availability table. Variable j shows the how many line of this self-node availability table it is here. It is judged first the adjacent node identifier corresponding to $j=1$, and here whether '18' is set to $ot2$ and $ot2$ and $ot1$ are in agreement at the following step S67.

[0134] Here, $ot1$ is data of a location where '-1' is stored in the next location of an information packet. For example, it is necessary to add the identifier of the availability of the link which goes to a node 5 in a node 6 as drawing 30 explained, when the information packet should be created by the node 5 in drawing 29, data should be stored to the locations 1-3 of the information packet on drawing 36, the value of '-1' should be stored in the location 4 and the information packet should reach the node 6, and a node 6 to an information packet. At this time, $ot1$ is the identifier of a node 5 and it is judged whether this identifier is in agreement with the value of the adjacent node identifier of the 1st line of drawing 39. When not in agreement, the increment of the value of j is carried out at step S68, and the processing after S66 is repeated.

[0135] $ot2$ and $ot1$ were in agreement at step S67, namely, in the above-mentioned example, when the identifier of a node 5 is in agreement with the identifier of the adjacent node in a self-node availability table, it shifts to processing of the following step S69. In S69, the availability of the line whose adjacent node identifier corresponded is stored in the location of an information packet where '-1' was stored until now, a self-node identifier is stored in the data storage location of a degree on an information packet, the value of '-1' is further stored in the location of a degree, and information addition processing is completed.

[0136] In drawing 29, it is created in a node 5, and when the information packet to which information was added in the junction nodes 6 and 1 reaches a node 2, availability information is stored in an availability table by the availability table and its creation section 84 of drawing 33. Drawing 40 is the flow chart of processing as this information reception node, and drawing 41 is the example of an availability table. The processing in an information reception node is explained using drawing 40 and drawing 41.

[0137] '3' is first substituted for step S71 of drawing 40 as initial value of Variable i . dt which shows the arrival node of the link which is going to calculate an availability according to the contents of the information packet in the following step S72 The data of the i -th location of an information packet, It is *****ed at first whether it is carried out to the node identifier of $i=3$, i.e., the identifier of the node 5 which is a creation node of an information packet in drawing 29, and dt is continuously in agreement with a self-node identifier at step S73. This is the criteria for ending availability table creation processing, when '2' every increment of the value of i is carried out and it comes to the last data storage location in the information packet of drawing 36 so that it may mention later. That is, since that information packet is sent to an availability table and its creation section 84 through the termination decision section 83 after the identifier of a self-node is already stored in a packet, as S69 of drawing 38 explained, these criteria are used.

[0138] Here, the value of i is still '3', and since dt is the identifier of the node by which the information packet was created, naturally this is not in agreement with a self-node identifier, and shifts to processing of S74.

[0139] In S74, the value of the availability in the location of 'i= 4' is set to C1 the data of the location of i+1 in an information packet, and here. Moreover, the node identifier who is in the location of a degree, i.e., the location of 'i+2', in S75 is set to st. The availability of the output link which goes to dt from Node st at the following step S76, and the availability of the output link which goes to nodes 6-5 in drawing 29 are stored in the location where the availability table of drawing 41 corresponds. That is, st expresses the node identifier by the side of initiation of this link.

[0140] Since it means that the availability to the output link which results in the nodes 6-5 in drawing 29 was stored in the table when the availability of a link to 'i= 3' is stored in the availability table of drawing 41 in S76, the increment of the value of i is carried out only for '2' by S77, and the processing after S72 is repeated. That '2' every increment of the value of i is carried out here It is because the node identifier corresponding to the following link is stored in the 2nd location by drawing 36. The availability of the output link which goes to a node 1 is stored in an availability table one after another from the output link which goes to a node 6 from a node 1 by drawing 29 by this, and a node 2. When the identifier of a self-node, i.e., the identifier of a node 2, is in agreement with dt by S73, the processing as an information reception node, i.e., availability table creation processing, is completed.

[0141] Next, as drawing 31 explained, the detection method of the availability change hysteresis for not judging propriety of a channel capacity change request, using the contents of the availability table notified periodically as it is, but predicting the availability at the present time and judging capacity modification propriety by the information packet, is explained.

[0142] Drawing 42 is the explanatory view of the change hysteresis of an availability. The example of change of the availability of the output link which goes to dt from Node st in this drawing corresponding to the value of time of day j is shown as a graph.

[0143] Drawing 43 is the configuration block Fig. of an information packet handler in the case of predicting capacity change using such availability hysteresis, and performing the propriety judging to a capacity change request based on the forecast. As compared with drawing 33, an availability hysteresis table and its creation section 91 are formed instead of an availability table and its creation section 84 in this drawing, and capacity change is predicted to the capacity modification judging section 85, and it differs in that the capacity change prediction section 92 which outputs the forecast of an availability is added.

[0144] Drawing 44 is the flow chart of the availability hysteresis table creation processing performed by an availability hysteresis table and its creation section 91 in drawing 43, i.e., the processing as an information reception node. Moreover, drawing 45 shows the example of an availability hysteresis table. Availability hysteresis table creation processing is explained using these drawings.

[0145] In drawing 44, the value of j which shows the time of day first explained by drawing 42 at step S80 is set to '0', and will be in the state waiting for receiving of an information packet by S81. Arrival of an information packet stores the availability in the information packet arrival time in an availability hysteresis table like the processing explained by drawing 40 using the contents of the information packet. Namely, processing of S72-S77 is almost the same also in drawing 40, and it differs in that the contents of the availability hysteresis table created by S76 are the things corresponding to the time of day of j= 0.

[0146] Since it means that all the availabilities corresponding to the time of day were stored in the availability hysteresis table when judged with dt being in agreement with a self-node identifier at step S73, it is judged whether at step S82, the increment of the value of j was carried out, it continued, and the value of time of day j became by S83 more than Maximum MAX. Since it means that the contents of the availability hysteresis table of drawing 45 were altogether stored to the value of j when the value of j becomes here more than maximum, the value of j which shows time of day at step S84 is again set to '0', and the processing after S81 is repeated.

[0147] Moreover, when the value of j has not reached maximum in S83, the processing after S81 is repeated as it is, and creation processing of an availability hysteresis table is continued. Whenever creation processing of the availability hysteresis table of drawing 45 is performed by

this and the value of time of day j reaches maximum by it, re-creation processing of a hysteresis table will be repeated.

[0148] Drawing 46 is the flow chart of judgment processing of the modification propriety to a channel capacity change request, i.e., the judgment processing by the capacity modification judging section 85 of drawing 33. This judgment processing is completely similarly performed in drawing 33 and drawing 43, if the point performed using the forecast of the availability by the capacity change prediction section 92 by drawing 43 is removed. In addition, this capacity change request is given to the capacity modification judging section 85 in step S5 of drawing 8 from the circuit 48 which emits the redesign demand signal of drawing 7.

[0149] Drawing 47 is the example of VP path table used in this capacity modification propriety judging processing. All the node identifiers along whom that virtual path passes on this VP path table corresponding to the value of each VPI are stored in that order, for example.

[0150] In capacity modification propriety judging processing of drawing 46, processing is started the value of i and j being used as '1', and it is judged from the 1st line of VP candidate group table explained by drawing 35 at step S85 whether the value of the 1st purpose node is '0' from the left-hand side. Since data substantial as a purpose node of the 1st line will not be stored but substantial data will naturally be stored less than in the 2nd line in this case when that value is '0' at the time of $i = 1$, it is shown that the virtual path from which a self-node turns into a ** node does not exist, naturally capacity modification is impossible in this case, and processing is ended immediately.

[0151] When the purpose node is not '0' in S85, it is judged whether it is in agreement with the identifier of the destination node of a communication path to which it is performed and the purpose node tends to make a capacity change in S86. When these are not in agreement, the virtual path will not be pass of the object which is going to judge capacity modification, the increment of the value of i is carried out by S87, and the judgment processing to the following virtual path is repeated henceforth [S85] on VP candidate group table.

[0152] When in agreement with the purpose node by S86, by S88 The 2nd column of the line of VP candidate group table, Namely, the node identifier of the j -th location in the path information corresponding to [at S89 / the value of VPI is calculated and] the VPI in VP path table top of drawing 47. Here, the 1st node identifier '6', for example, the 1st node identifier of the path information corresponding to $VPI=3$, is set to stt, and he shifts to processing of S90.

[0153] It is judged in step S90 whether this value of stt is '0'. Here, since substantial path information will be stored to the value of VPI if judged with stt being '0' since the value of j is '1', the increment of the value of i is carried out by S87, and the processing after S85 is repeated.

[0154] On the other hand, when stt is not '0', the node identifier of the next location of the path information over the VPI is set to edd at the following step S91, and it is judged whether the value is '0' in S92. In the case of the above-mentioned $VPI=3$, the value of edd becomes with '4', and in this case, since it is not '0', it shifts to processing of S93. About the conditions from which edd is set to '0', it mentions later.

[0155] The availability of the link from Node stt in Node edd is substituted for Variable fr S93. In the above-mentioned example, the value of the availability table from a node 6 to a node 4 explained by drawing 41 as an availability of a link or the availability forecast which used the availability hysteresis table of drawing 45 is calculated, and it is substituted for Variable fr. Next, it is judged whether the value of the variable fr of S94 smell lever is larger than the value of the value du of the increment of a demand band. When large, since the availability of a link will be larger than the increment of a demand band, in order to judge whether an availability is larger than increment by the link under current judging, i.e., the above-mentioned example, to the following link from a node 4 to a node 3, i.e., a link, from a node 6 to a node 4 among virtual paths with the VPI, the increment of the value of j is carried out by S95, and the processing after S89 is repeated.

[0156] On the other hand, since the link cannot absorb increment of a demand band but the virtual path can satisfy a capacity change request when judged with fr not being larger than du at step S94, the judgment processing to the virtual path which the increment of the value of i is carried out by S87, and is stored in VP candidate group table henceforth [S85] is repeated.

[0157] As mentioned above, if processing of S89-S95 is repeated, for example to VPI=3, edd is set to '1' by S89 and stt is set to '0' by S91, it will be judged that it is edd=0 in S92, and it will be judged with capacity modification being possible for this virtual path as what can absorb a channel capacity change request. That is, all the links to a node 1 can absorb the increment of a demand band starting with a node 6, and it is judged with capacity modification being possible. In addition, it is shown that the virtual path has ended '0' in path information by the node before that.

[0158] On the other hand, the increment of the value of i is carried out on VP candidate group table of drawing 35, and all the virtual paths in which substantial data are stored are received. If the line by which '0' is stored in the column of the purpose node is reached before being judged with capacity modification being possible also for one of them, since the virtual path which can respond to a capacity change request among the virtual paths from which the self-node is a ** node will not exist, processing is ended as capacity modification being impossible. In addition, it becomes possible to use a virtual path with a high priority for VP candidate group table of drawing 35 by storing the data to a virtual path in order with the high priority of selection, and looking for the virtual path which can satisfy a capacity change request from the high order of this table.

[0159] Drawing 48 is an explanatory view of line type prediction used for prediction of an availability. In this drawing, it becomes possible to calculate the forecast of an availability using the past availability at the two times. The following functions can be used as a line type function for calculating the forecast.

[0160]

[Equation 4]

$$f_{re}(i)(j)(k+dt) = f_{re}(i)(j)(k) + \frac{f_{re}(i)(j)(k) - f_{re}(i)(j)(k-1)}{(k) - (k-1)} \times dt \dots\dots (4)$$

[0161] In addition, fre (i), (j), and (k+dt) are the forecasts of the output-link availability from Node i to the node j after [the criteria time of day k to] dt here. Then, the method which performs availability prediction by the capacity change prediction section 92 of drawing 43 using a neural network is explained. A neural network's explanatory view [in / in drawing 49 / a study phase] and drawing 50 are the input data to this neural network, and the explanatory view of how to give a teacher signal.

[0162] It sets to the neural network of a hierarchical type like drawing 49, and is [number / of units / of the m-th layer / input / to nm individual and a unit] Wm about xm i and the incidence matrix to the m-th layer in Um i and an output. The actuation is [0163] when expressed.

[Equation 5]

$$\left. \begin{aligned} U^m_i &= \sum_{j=1}^{n_{m-1}} w^m_{ij} x^{m-1}_j \\ X^m_i &= f(U^m_i) \end{aligned} \right\} (5)$$

[0164] It is come out and given. In addition, the suffix with a top corresponds to the number of a layer here at the number of the unit [suffix / with the bottom] in the layer. This neural network is made to learn and it is made to be possible [prediction]. This is minimizing the square error of the output (x31, ..., x3 n1) of the last layer when an input vector's (x1 1, ...'s, x1 n1) is given, and a teacher signal (d1, ..., dn3).

[0165] The square error of an output is defined by the degree type.

[0166]

[Equation 6]

$$E = 1/2 \sum_{i=1}^{n_3} (x^3_i - d_i)^2$$

[0167] The differential about the output of the output error of the last layer is [0168].

[Equation 7]

$$\partial E / \partial x^3_i = x^3_i - d_i$$

[0169] A next door and this are in agreement with the output error in this layer. The inclination of an interlayer's output error is [0170] similarly.

[Equation 8]

$$\begin{aligned} \partial E / \partial x^2_i &= \sum_{k=1}^{n_3} (\partial E / \partial x^3_k) \\ &\times (\partial x^3_k / \partial u^3_k) (\partial u^3_k / \partial x^2_i) \\ &= \sum (\partial E / \partial x^3_k) f'(u^3_k) w^3_{ki} \end{aligned}$$

[0171] It becomes. Being able to perform the maximum dive study of a square error by this, the variation of an incidence matrix is [0172].

[Equation 9]

$$\begin{aligned} \Delta w^m_{ij} &= -\mu \partial E / \partial w^m_{ij} \\ &= \mu \partial E / \partial x^m_i \quad \partial x^m_i / \partial u^m_i \quad \partial u^m_i / \partial w^m_{ij} \\ &= \mu \partial E / \partial x^m_i f'(u^m_i) x^{m-1}_{ij} \quad \dots\dots (6) \end{aligned}$$

[0173] If an input is given, count is advanced according to (5) types, and in order to minimize an error for the result finally obtained as compared with a teacher signal, according to (6) types, (5) types will advance correction of a coupling coefficient toward an input layer from an output layer conversely. Thus, in order to attain minimization of a square error, in order that correction of a joint error may spread to hard flow, this type of neural network is called a back propagation mold.

[0174] The value which divided and measured the load between the nodes of the arbitration which corresponds as an input vector ($x_1, 1, \dots, x_1, n_1$) like [in order to perform prediction of an availability by this neural network] drawing 50 by time amount Δt of arbitration is given; the actual load between the nodes which correspond as a teacher signal is given, and a network is made to learn so that the error of a network output value and a teacher signal may be made into min. And after repeating sufficient count study, an output value is adopted as a forecast.

[0175] Drawing 51 is the explanatory view of a neural network's input data in the prediction phase which predicts an availability using the neural network whom study ended, and an output value, i.e., prediction data, and drawing 52 is a neural network's explanatory view of operation in a prediction phase. It sets to these drawings, and although the value of the availability of one link is inputted into an input layer unit and the forecast of the availability of that link from the present to after several 00 point is outputted, when the nearest [from the present point in time] among two or more of these forecasts, in this example, a value is assigned to the variable fr in step S93 of drawing 46 at two or more times as a forecast.

[0176] In the above explanation, as drawing 29 explained, actuation which sends an information packet toward the node of the starting point from the node of the terminal point of a communication path shall be performed corresponding to all communication paths, but a communication path overlaps, and if there are some which are completely contained in other communication paths, this information packet will become redundant. Drawing 53 is the explanatory view of the redundancy of this information packet. If three information packets are sent toward a node 2 toward a node 2 via a node 1 toward nodes 6-1 via nodes 6 and 1 from a node 5 from a node 6, respectively as shown in this drawing left-hand side To the output link by which two information packets go to a node 6 from a node 1 again to the output link which goes

to a node 1, three information packets will be sent from a node 2. The availability of each output link stored in this information packet Since it becomes a common value from the capacity of a physical transmission link to the information packet which is the value which deducted the sum total of the capacity which is using the virtual path defined by overlapping, and overlaps when two or more paths overlap Thus, since sending three information packets also becomes the cause which lowers the communication link effectiveness of a communication network All nodes become possible [getting to know the availability of each output link] by sending only the information packet which goes to a node 2 via nodes 6 and 1 from a node 5 as shown in the right-hand side of drawing 53 within a communication network.

[0177] Drawing 54 and drawing 55 are the configuration block Figs. of the information packet handler in the case of not sending out an information packet, namely, eliminating the redundancy of an information packet to the communication path completely included in other communication paths in this way. Drawing 54 corresponds to the configuration of drawing 33 , when not predicting an availability, and drawing 55 corresponds to drawing 43 which predicts an availability.

[0178] The point that the redundancy check section 95 which checks the redundancy of the virtual path in these drawings according to the input of VP topology modification signal which changes a virtual path is formed, For example, in drawing 54 , an availability table and its creation section 84 are placed between the information addition section 82 and the termination decision section 83. After an availability table is created by an availability table and its creation section 84, an information packet is sent to the termination decision section 83. When a self-node is a junction node of the information packet, the information packet is sent to the exchange or cross connect 72, and in being the terminal point node of the information packet, it differs in that the packet is discarded. In addition, why an availability table is created by an availability table and its creation section also in the junction node of an information packet in this way Since the information packet corresponding to the path may not be sent in the node of the starting point of a communication path like the node 1 explained by drawing 53 When the information packet sent out from the node 5 is received, it is for storing required availability data in a table and using them for the propriety judging of capacity modification among the data of the availability stored in the information packet.

[0179] The redundancy explained by drawing 53 is expressed using the value of the redundancy flag in VP candidate group table of above-mentioned drawing 35 . Drawing 56 is the explanatory view of this redundancy flag. This drawing (a) The virtual path (VPI102) which goes to a node 1 from a node 4 is completely contained in the virtual path which goes to a node 1 via a node 4 from a node 5 so that it may be shown. Then, this drawing (b) On VP candidate group table prepared in the interior of a node 4, to the virtual path which has '102' as VPI, the value of a redundancy flag is set to '1' and set to '0' to a virtual path with VPI of '132' so that it may be shown.

[0180] Drawing 57 is the flow chart of processing by the information packet sending-out processing in the case of avoiding redundancy, i.e., drawing 54 , and the information packet creation section 80 of drawing 55 , as drawing 53 explained. Although this drawing is the same as that of drawing 34 almost It is judged by S97 whether the redundancy flag stored in the 3rd column of VP candidate group table among steps S52 and S53 is '1'. Since it is not necessary to send out an information packet to the virtual path when it is '1', the increment of the value of i is carried out at step S56, and it differs in that the processing after S52 is repeated.

[0181] Drawing 58 is the flow chart of the processing which investigates whether the virtual path is completely contained in other virtual paths, or a redundancy flag should be made '1', when a virtual path with a certain specific VPI is given. This drawing is explained using the example of storing of VP path table of drawing 47 .

[0182] After the value of i, and j and k is set to '1' in drawing 58 , processing is started, and it is first judged by drawing 47 at step S100 whether the 1st node identifier of path information to VPI of the 1st line is '0'. When this value is '0', substantial path information will be stored in this table at all. When this table has held the data to all the virtual paths set up in the communication network and substantial data are not stored in this table at all, naturally, a redundancy flag is set

to '0' by S101 to target VPI, and processing ends it.

[0183] To it, when the 1st identifier is not '0', it is judged at step S102 the value of the identifier, and here whether '6' is in agreement with the 1st node identifier of the path information corresponding to target VPI. If the 2nd-line pass of VPI=5 of VP path table is considered as an object which investigates redundancy here, since the 1st node identifier is '2' and is not in agreement with the above-mentioned '6', the increment of the value of j is carried out by S103, and it shifts to processing of S104.

[0184] It is judgment **** whether in the line specified by i at step S104 and here, the path information on the location next to the 1st line is '0'. Here, the node identifier is '4', and since it is not '0', the processing after S102 is repeated. By this loop formation, it is investigated whether the 1st node identifier '2' of the 2nd line and match as an object which investigates redundancy come out among the node identifiers first contained in the path information on the 1st line. Since a node identifier '2' does not exist in the 1st line, when the 6th 'the 0' of path information is detected at step S104, the processing to the 1st line is ended, the increment of the value of i is carried out by S105, and the processing from S100 is repeated to the 2nd line or subsequent ones. However, since VPI=5 of the object which investigates redundancy here are the 2nd line, naturally, the processing to the 2nd line is omitted and the processing after S100 is repeated to the 3rd line or subsequent ones.

[0185] In the processing to the 3rd line, when set to j= 3, the 1st node identifier '2' of path information to VPI=5 and the 3rd node identifier in the 3rd line are in agreement, and it shifts to processing of step S106 at this time.

[0186] In step S106, it is judged the next identifier of the node in the next node identifier to VPI=5, and the path of VPI=4 in which the starting point of '5' and a path is contained here, and here whether '5' is in agreement. That is, it is k= 1 here and the 2nd value of the path information over VPI=5 is compared with the 4th value of the path information over VPI=4. Here, these values are in agreement, and in S107, the increment of the value of k is carried out and they shift to processing of S108.

[0187] In S108, it is judged whether the k+1st values of the path information over VPI as an object which investigates redundancy are '0'. It is equivalent to having judged whether that virtual path has ended this judgment there. Here, the value of k is '2', and since the value of the path information which should be distinguished is '6', the processing after S106 is repeated.

[0188] In drawing 47, processing of the loop formation to S106-S108 is repeated until 2, 5, 6, 3, and 1 which are the path information on VPI=5 as a candidate for redundancy investigation are completely contained in the path information on the 3rd line and the value of the path information over VPI=5 is set to '0' at step S108. When '0' is detected as a value of path information by S108, since it turns out that it is completely contained in the virtual path of VPI=4, the virtual path of VPI=5 ends processing, the redundancy flag to this VPI being used as '1' at step S109.

[0189] On the other hand, even if the 1st value of the path information over VPI as a candidate for redundancy investigation is found at step S102 in other path information, for example, the path information of VPI=6 on the 4th line When it is found in S106 that there are some which are not in agreement with the value of path information, and that '7' is not in agreement with '3' here while turning around the loop formations from S106 to S108 Things are judged only for the virtual path as a candidate for redundancy investigation sharing some pass with the virtual path of the 4th line, the increment of the value of i is carried out by S105, and the redundancy judging processing to the following line is repeated from S100. And even if it results in the last line of VP path table, when not being judged with it being redundant, the value of a flag is set to '0' by S101, and processing is ended.

[0190]

[Effect of the Invention] As explained to the detail above, according to the 1st example of this invention, in the communication network which consists of a physical network and a logic network, the topology of a physical network and a logic network is designed independently with traffic conditions, and it becomes possible for the capacity of a physical network to separate the capacity of a logic network according to the real traffic amount required according to the long-

term need of traffic, and to design. Consequently, it can respond to the long-term need of traffic, and a short-term demand flexibly with an easy design procedure, respectively, and a prompt action is attained to fluctuation of traffic, it is simple and a simple communication network design method can be offered.

[0191] Moreover, by using together the band division management method which divides and manages the band of a physical transmission link to a common band and a reservation band, and the limited detour routing method which allows a limited number of alternate routes according to the 2nd example It becomes possible to correspond with an easy control algorithm to traffic change etc., the virtual path can be efficiently held also to the case where a load is out of balance, and a bursty load, and the improvement in transmission efficiency and a deployment of a communication network resource are realized.

[0192] According to the 3rd example, the place which becomes possible [choosing a suitable communication path as a high speed to the capacity change request of a communication network in the node of the starting point of a communication path], and contributes to utilization of an ATM technique and the advancement of the communication link quality of the broadband ISDN which applied the ATM technique to the list is still larger by transmitting the information packet which shows the availability of each physical transmission link within a communication network.

[Translation done.]